

BỘ GIÁO DỤC VÀ ĐÀO TẠO

BỘ QUỐC PHÒNG

HỌC VIỆN KỸ THUẬT QUÂN SỰ

ĐINH VĂN KHÔI

NGHIÊN CỨU KỸ THUẬT
LỰA CHỌN ĂNG-TEN PHÁT VÀ TIỀN MÃ HÓA
CHO HỆ THỐNG MASSIVE MIMO

LUẬN ÁN TIẾN SĨ KỸ THUẬT

HÀ NỘI - 2021

BỘ GIÁO DỤC VÀ ĐÀO TẠO

BỘ QUỐC PHÒNG

HỌC VIỆN KỸ THUẬT QUÂN SỰ

ĐINH VĂN KHÔI

NGHIÊN CỨU KỸ THUẬT
LỰA CHỌN ĂNG-TEN PHÁT VÀ TIỀN MÃ HÓA
CHO HỆ THỐNG MASSIVE MIMO

LUẬN ÁN TIẾN SĨ KỸ THUẬT

Chuyên ngành: KỸ THUẬT ĐIỆN TỬ

Mã số: 9 52 02 03

NGƯỜI HƯỚNG DẪN KHOA HỌC:

TS LÊ MINH TUẤN

TS TẠ CHÍ HIẾU

HÀ NỘI - 2021

LỜI CAM ĐOAN

Tôi xin cam đoan các kết quả trình bày trong luận án là công trình nghiên cứu của tôi dưới sự hướng dẫn của cán bộ hướng dẫn. Các số liệu, kết quả trình bày trong luận án là hoàn toàn trung thực và chưa được công bố trong bất kỳ công trình nào trước đây. Các kết quả sử dụng tham khảo đều đã được trích dẫn đầy đủ và theo đúng quy định.

Hà Nội, ngày 5 tháng 5 năm 2021

Tác giả

Đình Văn Khôi

LỜI CẢM ƠN

Trong quá trình nghiên cứu và hoàn thành luận án, nghiên cứu sinh đã nhận được nhiều sự giúp đỡ và đóng góp quý báu.

Đầu tiên, nghiên cứu sinh xin bày tỏ lòng cảm ơn sâu sắc đến Thầy giáo hướng dẫn TS **Lê Minh Tuấn** và TS **Tạ Chí Hiếu**. Các Thầy không chỉ là người hướng dẫn, giúp đỡ nghiên cứu sinh hoàn thành luận án này mà còn là người định hướng, truyền thụ động lực, ý chí quyết tâm trên con đường nghiên cứu khoa học đầy gian khó.

Nghiên cứu sinh cũng chân thành cảm ơn các Thầy giáo trong Bộ môn Thông tin, Khoa Vô tuyến Điện tử, Học viện Kỹ thuật Quân sự, nơi nghiên cứu sinh làm việc, đã tận tình hướng dẫn chỉ bảo trong thời gian nghiên cứu sinh nghiên cứu tại đây.

Tiếp theo, nghiên cứu sinh chân thành cảm ơn các anh chị nhân viên kỹ thuật ở Bộ môn Thông tin, các đồng nghiệp nghiên cứu sinh đã giúp đỡ chia sẻ những khó khăn trong quá trình hoàn thành luận án.

Nghiên cứu sinh xin chân thành cảm ơn Phòng Sau đại học - Học viện Kỹ thuật Quân sự, Trường Sĩ quan Thông tin đã giúp đỡ nghiên cứu sinh hoàn thành luận án này.

Cuối cùng, nghiên cứu sinh xin gửi lời cảm ơn sâu sắc tới gia đình, bạn bè và đồng nghiệp đã luôn động viên, chia sẻ những khó khăn của cuộc sống, gia đình và xã hội, giúp nghiên cứu sinh đạt được những kết quả như hôm nay.

MỤC LỤC

MỤC LỤC	
DANH MỤC CÁC TỪ VIẾT TẮT	v
DANH MỤC HÌNH VẼ	ix
DANH MỤC BẢNG	xiii
DANH MỤC KÝ HIỆU TOÁN HỌC	xiv
MỞ ĐẦU	1
Chương 1. TỔNG QUAN VỀ HỆ THỐNG MASSIVE MIMO ...	
11	
1.1. Quá trình chuyển tiếp từ MIMO đến hệ thống Massive MIMO ..	11
1.1.1. Hệ thống MIMO điểm - điểm	12
1.1.2. Hệ thống MIMO đa người dùng	14
1.1.3. Hệ thống Massive MIMO	16
1.2. Nguyên lý hoạt động trong hệ thống Massive MIMO	19
1.2.1. Ước lượng kênh truyền trong hệ thống Massive MIMO	21
1.2.2. Quá trình truyền tín hiệu đường xuống	23
1.3. Ưu điểm và một số thách thức trong hệ thống Massive MIMO ..	25
1.3.1. Những ưu điểm chính của hệ thống Massive MIMO	25
1.3.2. Một số thách thức trong hệ thống Massive MIMO	26
1.4. Bối cảnh nghiên cứu	27

1.5. Kết luận chương	32
Chương 2. KẾT HỢP KỸ THUẬT LỰA CHỌN ĂNG-TEN PHÁT VÀ KỸ THUẬT TIỀN MÃ HÓA THEO NHÓM CHO HỆ THỐNG MASSIVE MIMO TRONG ĐIỀU KIỆN KÊNH TRUYỀN HOÀN HẢO	34
2.1. Mô hình hệ thống	34
2.2. Kỹ thuật lựa chọn ăng-ten phát tối ưu	36
2.3. Kỹ thuật lựa chọn ăng-ten phát theo nhóm trên cơ sở phân tách SVD ma trận kênh truyền	37
2.3.1. Xây dựng thuật toán	37
2.3.2. Phân tích độ phức tạp tính toán	40
2.3.2.1. Độ phức tạp tính toán của thuật toán lựa chọn ăng-ten phát tối ưu	41
2.3.2.2. Phân tích độ phức tạp tính toán của thuật toán lựa chọn ăng-ten phát theo nhóm trên cơ sở phân tách SVD ma trận kênh truyền ...	42
2.3.3. Kết quả mô phỏng	44
2.4. Thuật toán lựa chọn ăng-ten phát hỗ trợ tiền mã hóa tuyến tính theo nhóm trong hệ thống Massive MIMO	48
2.4.1. Tổng quan về kỹ thuật rút gọn giàn ELR và kỹ thuật tiền mã hóa LC-RBD-LR-ZF	49
2.4.1.1. Kỹ thuật rút gọn giàn ELR	49
2.4.1.2. Thuật toán tiền mã hóa LC-RBD-LR-ZF	50
2.4.2. Lựa chọn ăng-ten phát theo nhóm bằng cách tính định thức ma trận	52

2.4.3. Thuật toán tiền mã hóa tuyến tính theo nhóm trong sự hỗ trợ của kỹ thuật rút gọn giàn độ phức tạp thấp LR-LGP.	54
2.4.4. Phân tích độ phức tạp tính toán.	60
2.4.4.1. Độ phức tạp tính toán của thuật toán LC-RBD-LR-ZF. ...	61
2.4.4.2. Độ phức tạp tính toán của thuật toán LR-LGP.	63
2.4.5. Kết quả mô phỏng.	65
2.5. Kết luận chương.	70
Chương 3. KỸ THUẬT TIỀN MÃ HÓA CHO HỆ THỐNG MASSIVE MIMO TRONG ĐIỀU KIỆN KÊNH TRUYỀN CÓ TƯƠNG QUAN VÀ KÊNH TRUYỀN KHÔNG HOÀN HẢO.	71
3.1. Kỹ thuật tiền mã hóa tuyến tính theo nhóm cho hệ thống Massive MIMO trong điều kiện kênh truyền tương quan theo hàm mũ.	71
3.1.1. Mô hình hệ thống.	71
3.1.2. Thuật toán tiền mã hóa đề xuất ZF-GP-LR.	73
3.1.3. Phân tích độ phức tạp tính toán.	79
3.1.4. Kết quả mô phỏng.	83
3.2. Kỹ thuật tiền mã hóa tuyến tính trong hệ thống Massive MIMO trong điều kiện kênh truyền không hoàn hảo dưới sự hỗ trợ của thuật toán PCA.	88
3.2.1. Mô hình hệ thống.	88
3.2.2. Tổng quan về kỹ thuật phân tích thành phần chính PCA. ...	89
3.2.3. Thuật toán tiền mã hóa đề xuất PCA-LP.	91
3.2.4. Phân tích độ phức tạp tính toán.	96
3.2.5. Kết quả mô phỏng.	99

3.3. Kết luận chương.	106
KẾT LUẬN VÀ HƯỚNG NGHIÊN CỨU TƯƠNG LAI....	107
PHỤ LỤC	110
DANH MỤC CÁC CÔNG TRÌNH ĐÃ CÔNG BỐ.....	121
TÀI LIỆU THAM KHẢO	123

DANH MỤC CÁC TỪ VIẾT TẮT

Từ viết tắt	Nghĩa Tiếng Anh	Nghĩa Tiếng Việt
AWGN	Additive White Gaussian Noise	Tạp âm trắng chuẩn cộng tính
BD	Block Diagonalization	Chéo hóa khối
BS	Base Station	Trạm gốc
BEP	Bit Error Probability	Xác suất lỗi bit
CDF	Cumulative Distribution Functions	Hàm phân bố tích lũy
CSI	Channel State Information	Thông tin trạng thái kênh truyền
DPC	Dirty Paper Coding	Mã hóa giấy bẩn
ECDF	Empirical Cumulative Distribution Functions	Hàm phân bố tích lũy thống kê
EE	Energy Efficiency	Hiệu suất năng lượng
ELR	Element-based Lattice Reduction	Rút gọn giàn trên cơ sở phần tử
ELR-SLV	Element-based Lattice Reduction Shortest Longest véctơ	Tối thiểu véctơ dài nhất rút gọn giàn trên cơ sở phần tử

ELR-SLB	Element-based Lattice Reduction Shortest Longest basis	Tối thiểu cơ sở dài nhất rút gọn giàn trên cơ sở phần tử
FDD	Frequency Division Duplexing	Song công phân chia theo tần số
FLOP	Floating Point Operation	Hoạt động dấu phẩy động
i.i.d	Identical Independent Distributed	Phân bố độc lập và đồng nhất
LC-RBD-LR-ZF	Low-complexity Lattice Reduction-aided Regularized Block Diagonalization using Zero Forcing Precoding	Kỹ thuật rút gọn giàn độ phức tạp thấp hỗ trợ tiền mã hóa BD sử dụng ZF
LLL	Lenstra Lenstra-Lovász Algorithm	Thuật toán Lenstra Lenstra-Lovász
LOS	Line-of-Sight	Đường trực tiếp
LR	Lattice Reduction	Rút gọn giàn
LTE	Long Term Evolution	Tiến hóa dài hạn
MIMO	Multiple Input Multiple Output	Đa đầu vào, đa đầu ra
MU-MIMO	Multiuser Multiple Input Multiple Output	MIMO đa người dùng
MMSE	Minimum Mean Square Error	Sai số bình phương trung bình cực tiểu

MSE	Mean Square Error	Sai số bình phương trung bình
MRT	Maximal Ratio Transmission	Truyền tỷ lệ cực đại
QAM	Quadrature Amplitude Modulation	Điều chế biên độ, pha cầu phương
PCA	Principal Component Analysis	Phân tích thành phần chính
PCA-MMSE-BD	PCA-aided Minimum Mean Square Error Combination with Block Diagonalization	Kỹ thuật PCA hỗ trợ tiền mã hóa MMSE kết hợp với BD
PINV-BD	Pseudo Inverse Block Diagonalization	Chéo hóa khối giả đảo
RFC	Radio Frequency Chains	Chuỗi cao tần vô tuyến
SA	Seysen Algorithm	Thuật toán Seysen
SVD	Singular Value Decomposition	Phân tách giá trị đơn nhất
SNR	Signal to Noise Ratio	Tỷ số công suất tín hiệu/tạp âm
SINR	Signal to Interference plus Noise Ratio	Tỷ số tín hiệu trên tạp âm cộng với nhiễu
WiFi	Wireless Fidelity	Hệ thống mạng không dây sử dụng sóng vô tuyến

WiMAX	Worldwide Interoperability for Microwave Access	Tương thích toàn cầu cho truy nhập viba
THP	Tomlinson Harashima Precoding	Tiền mã hóa Tomlinson Harashima
TDD	Time Division Duplexing	Song công phân chia theo thời gian
ZF	Zero Forcing	Cưỡng bức bằng không
3GPP	3rd Generation Partnership Project	Dự án đối tác thế hệ thứ 3
3G	Three Generation Cellular Network	Mạng thông tin di động thế hệ thứ ba
4G	Fourth Generation Cellular Network	Mạng thông tin di động thế hệ thứ tư
5G	Fifth Generation Cellular Network	Mạng thông tin di động thế hệ thứ năm

DANH MỤC HÌNH VẼ

1.1	Mô hình kênh đường xuống hệ thống MIMO điểm - điểm [6]. . .	12
1.2	Mô hình kênh đường xuống hệ thống MIMO đa người dùng [6]. .	14
1.3	Mô hình kênh tổng quát đường lên hệ thống Massive MIMO [6] .	17
1.4	Mô hình kênh tổng quát đường xuống hệ thống Massive MIMO [6]	18
1.5	Giao thức thực hiện TDD trong Massive MIMO [3]	20
1.6	Cấu trúc khung và ước lượng kênh truyền trong hệ thống TDD [3].	21
1.7	Cấu trúc khung và ước lượng kênh truyền trong hệ thống FDD [3].	22
1.8	Mô hình kênh truyền đường xuống hệ thống Massive MIMO . . .	24
2.1	Mô hình kênh lựa chọn ăng-ten phát đường xuống hệ thống Massive MIMO	35
2.2	So sánh độ phức tạp tính toán của thuật toán lựa chọn ăng- ten phát đề xuất (với $\delta = 2$ và $\delta = 3$) và thuật toán lựa chọn ăng-ten phát tối ưu	45
2.3	Phẩm chất BER của hệ thống với $\delta = 2, M = 70, N_T = 66,$ $K = 60, N_u = 1$	46
2.4	Phẩm chất BER của hệ thống với $\delta = 3, M = 72, N_T = 66,$ $K = 60, N_u = 1$	47
2.5	Phẩm chất BER của hệ thống với $\delta = 2, 3, 4, 6, M = 72,$ $N_T = 60, K = 54, N_u = 1$	48
2.6	Sơ đồ khối của bộ tiền mã hóa đề xuất LR-LGP.	55

2.7	Hàm ECDF của $1/\beta$ cho các bộ tiền mã hóa LC-RBD-LR-ZF và LR-LGP với $N_T = M = 60$, $N_u = 1$, $K = 60$, $L = 4, 6$ và 10 .	60
2.8	Hàm ECDF của $1/\beta$ cho các bộ tiền mã hóa LC-RBD-LR-ZF và LR-LGP với $M = 90$, $N_T = 60$, $N_u = 1$, $K = 60$, $L = 4, 6$ và 10 , $\delta = 2$.	61
2.9	Phẩm chất BER của hệ thống với $N_T = M = 60$, $N_u = 1$, $K = 60$, $L = 4, 6, 10$.	66
2.10	Phẩm chất BER của hệ thống với $M = 90$, $N_T = 60$, $N_u = 1$, $K = 60$, $L = 4, 6, 10$ và $\delta = 2$.	67
2.11	Phẩm chất BER của hệ thống với $M = 90$, $N_T = 60$, $N_u = 1$, $K = 60$, $L = 4, 6, 10$ và $\delta = 3$.	68
2.12	So sánh độ phức tạp tính toán của thuật toán đề xuất với thuật toán LC-RBD-LR-ZF trong [16].	68
3.1	Sơ đồ khối của bộ tiền mã hóa đề xuất ZF-GP-LR.	73
3.2	Hàm ECDF of $1/\beta_{GP}$ cho các bộ tiền mã hóa LC-RBD-LR-ZF và ZF-GP-LR với $N_T = 60$, $N_u = 1$, $K = 60$, $L = 4, 6$ và 10 , $r = 0.5$.	78
3.3	Hàm ECDF của $1/\beta_{GP}$ cho các bộ tiền mã hóa LC-RBD-LR-ZF và ZF-GP-LR với $N_T = 60$, $N_u = 1$, $K = 60$, $L = 4, 6$ và 10 , $r = 0.7$.	79
3.4	So sánh độ phức tạp tính toán của thuật toán đề xuất ZF-GP-LR và thuật toán LC-RBD-LR-ZF trong [16].	84

3.5	Phẩm chất BER của hệ thống với $N_T = 60$, $N_u = 1$, $K = 60$, $L = 4, 6$ và 10 trong điều kiện kênh truyền không có tương quan giữa các ăng-ten	85
3.6	Phẩm chất BER của hệ thống với $N_T = 60$, $N_u = 1$, $K = 60$, $L = 4, 6$ và 10 trong điều kiện kênh truyền có tương quan theo hàm mũ với hệ số tương quan $r = 0.5$	86
3.7	Phẩm chất BER của hệ thống với $N_T = 60$, $N_u = 1$, $K = 60$, $L = 4, 6$ và 10 trong điều kiện kênh truyền có tương quan theo hàm mũ với hệ số tương quan $r = 0.7$	87
3.8	Sơ đồ khối của bộ tiền mã hóa đề xuất PCA-LP.	91
3.9	Hàm ECDF cho phần tử lớn nhất trên đường chéo của \mathbf{Q} với $N_T = 64$, $N_u = 2$ và $K = 32$	96
3.10	Hàm ECDF cho tổng tất cả các phần tử trên đường chéo của \mathbf{Q} với $N_T = 64$, $N_u = 2$ và $K = 32$	97
3.11	So sánh độ phức tạp tính toán của thuật toán đề xuất với các thuật toán LC-RBD-LR-ZF và PCA-MMSE-BD.	101
3.12	Phẩm chất BER của hệ thống với $N_T = N_R = 64$, $K =$ 32 , $N_u = 2$ trong điều kiện CSI hoàn hảo tại phía BS.	102
3.13	Phẩm chất BER của hệ thống với $N_T = N_R = 64$, $K =$ 32 , $N_u = 2$, $\phi = 0.5$ và $\phi = 0.7$ trong điều kiện CSI không hoàn hảo tại phía BS.	103
3.14	Phẩm chất BER của hệ thống với $N_T = N_R = 128$, $K =$ 64 , $N_u = 2$ trong điều kiện CSI hoàn hảo và không hoàn hảo tại phía BS.	104

3.15	Phẩm chất BER của hệ thống theo ϕ tại SNR = 24 dB và 27 dB với $N_T = N_R = 64$, $K = 32$, $N_u = 2$	105
------	---	-----

DANH MỤC BẢNG

2.1	Thuật toán lựa chọn ăng-ten phát theo nhóm trên cơ sở phân tách SVD kênh truyền.	41
2.2	So sánh độ phức tạp tính toán của thuật toán tối ưu và thuật toán đề xuất	44
2.3	Thuật toán rút gọn giàn ELR.	50
2.4	Thuật toán lựa chọn ăng-ten phát theo nhóm TA-GS trên cơ sở phép tính định thức ma trận kênh truyền.	54
2.5	Thuật toán tiền mã hóa đề xuất LR-LGP.	59
2.6	So sánh độ phức tạp tính toán của thuật toán đề xuất LR-LGP với thuật toán LC-RBD-LR-ZF	65
3.1	Thuật toán tiền mã hóa đề xuất ZF-GP-LR.	77
3.2	So sánh độ phức tạp tính toán thuật toán đề xuất ZF-GP-LR với thuật toán LC-RBD-LR-ZF	83
3.3	Thuật toán tiền mã hóa đề xuất PCA-LP.	94
3.4	So sánh độ phức tạp tính toán của thuật toán đề xuất với các thuật toán LC-RBD-LR-ZF và PCA-MMSE-BD	99

DANH MỤC KÝ HIỆU TOÁN HỌC

Ký hiệu	Ý nghĩa.
a	Ký hiệu một biến số.
\mathbf{a}	Ký hiệu một véc-tơ.
\mathbf{A}	Ký hiệu một ma trận.
a_{ij}	Phần tử hàng thứ i cột thứ j của ma trận \mathbf{A} .
\mathbf{A}^H	Chuyển vị liên hợp phức (Hermit) của ma trận \mathbf{A} .
\mathbf{A}^T	Chuyển vị của ma trận \mathbf{A} .
\mathbf{A}_{PCA}	Ma trận thành phần chính.
$\tilde{\mathbf{C}}$	Ma trận hiệp phương sai lỗi.
$\text{diag}(\mathbf{x})$	Tạo ra ma trận đường chéo với các thành phần tử véc-tơ \mathbf{x} .
E_s	Năng lượng trung bình của mỗi symbol phát.
$E\{.\}$	Phép lấy kỳ vọng.
\mathbf{h}_i	Cột thứ i của ma trận \mathbf{H} .
\mathbf{H}	Ma trận kênh truyền.
\mathbf{H}_g	Nhóm thứ g của ma trận \mathbf{H} .
K	Số người dùng ở phía thu.
$\log_2(.)$	Logarit cơ số 2.
L	Số hệ thống con.
m	Số bit trong mỗi symbol phát.

\mathbf{n}	Véc-tơ tạp âm tại phía người dùng.
N_T	Số ăng-ten phát tại phía BS.
N_R	Tổng số ăng-ten thu tại phía người dùng.
N_u	Số ăng-ten trang bị tại mỗi người dùng.
$Q(\cdot)$	Phép lượng tử hóa.
$Q_z[a]$	Phép làm tròn a đến số nguyên gần nhất.
\mathbf{x}	Véc-tơ tín hiệu phát.
\mathbf{y}	Véc-tơ tín hiệu thu tại phía người dùng.
\mathbf{I}	Ma trận đơn vị.
\mathbf{Q}	Ma trận đơn nhất.
\mathbf{R}	Ma trận tam giác trên.
\mathbf{R}_R	Ma trận tương quan thu.
\mathbf{R}_T	Ma trận tương quan phát.
\mathbb{R}	Ma trận với các phần tử thực.
$\text{Tr}(\cdot)$	Phép tính tổng thành phần đường chéo ma trận.
\mathbf{W}	Ma trận tiền mã hóa cho tất cả các người dùng.
\mathbf{U}	Ma trận đơn Modula.
Σ	Ma trận đường chéo.
$\text{sum}(\text{diag}(\mathbf{A}))$	Tổng các thành phần đường chéo ma trận \mathbf{A} .
$\Re(x)$	Phép toán lấy phần thực của x .
$\Im(x)$	Phép toán lấy phần ảo của x .
\mathcal{O}	Bậc phức tạp tính toán.
r	Hệ số tương quan.
ϕ	Hệ số lỗi ước lượng kênh.

β	Hệ số chuẩn hóa công suất.
x^*	Liên hợp phức của x .
$ a $	Modul của số phức a .
$\ \cdot\ _F^2$	Chuẩn Frobenius của ma trận.
ρ	Tỉ số SNR trung bình tại mỗi ăng-ten máy thu.
σ^2	Phương sai của tạp âm.
$\lfloor \cdot \rfloor$	Phép làm tròn xuống đến số nguyên gần nhất.
$\lceil \cdot \rceil$	Phép làm tròn lên, hoặc làm tròn xuống đến số nguyên gần nhất.
$\mathbf{1}_L$	Véc tơ gồm L phần tử, tất cả các phần tử 1.
$\mathbf{0}$	Ma trận gồm tất cả các phần tử 0.

MỞ ĐẦU

Với sự phát triển không ngừng của ngành điện tử truyền thông trong những năm qua, cùng với những nhu cầu về dịch vụ ngày càng đa dạng của con người, đang là những động lực phát triển mạnh mẽ trong lĩnh vực thông tin di động. Các nhu cầu về liên lạc, công việc cũng như giải trí của con người ngày càng có những đòi hỏi khắt khe hơn về chất lượng, tính ổn định và sự linh hoạt để tối đa hóa trải nghiệm của người dùng. Bên cạnh đó, nhu cầu về phổ tần là rất lớn. Tuy nhiên, yếu tố để mở rộng phổ tần lại rất hạn chế và có chi phí cao. Để đáp ứng yêu cầu đó, các nhà nghiên cứu, thiết kế viễn thông phải tìm ra các giải pháp kỹ thuật để xây dựng các mạng viễn thông không dây có tốc độ truyền tải dữ liệu cao hơn, chất lượng dịch vụ tốt hơn và dung lượng hệ thống mạng phải lớn. Một trong những giải pháp để nâng cao hiệu quả sử dụng tài nguyên tần số là công nghệ truyền thông vô tuyến sử dụng đa ăng-ten, hay còn gọi là hệ thống đa đầu vào, đa đầu ra (MIMO: *Multiple Input Multiple Output*) [2], [3]. Kỹ thuật này cho phép khai thác tăng ích phân tập để làm tăng độ tin cậy truyền tin và tăng ích ghép kênh để gia tăng dung lượng của hệ thống thông tin.

Kỹ thuật MIMO đã được nghiên cứu rộng rãi trong hai thập kỷ qua và được áp dụng cho nhiều chuẩn không dây, kỹ thuật này cho phép cải thiện đáng kể về dung lượng và độ tin cậy của hệ thống. Những nghiên cứu ban đầu tập trung vào các mô hình MIMO điểm - điểm (*Point - to - Point MIMO*),

trong đó các máy phát và máy thu được trang bị đa ăng-ten [2], [3]. Từ các kết quả nghiên cứu trên mô hình đơn giản MIMO điểm - điểm, các nghiên cứu tiếp theo tập trung vào mô hình thực tế MIMO đa người dùng (MU-MIMO: *Multiuser Multiple Input Multiple Output*). Hơn nữa, do đặc tính phân tập đa người dùng, hiệu suất của hệ thống MU-MIMO ít nhạy cảm với môi trường truyền thông hơn so với hệ thống MIMO điểm - điểm. Kết quả là mô hình MU-MIMO trở thành một phần của các chuẩn như 802.11 (WiFi: *Wireless Fidelity*), 802.16 (WiMAX: *Worldwide Interoperability for Microwave Access*), LTE (*Long Term Evolution*) và đang được triển khai trên khắp thế giới [2]. Tuy nhiên trong hầu hết các hệ thống MIMO đang triển khai, các trạm gốc (BS: *Base Station*) thường chỉ trang bị một số ít ăng-ten (thường ít hơn 10 [2]), vì vậy hiệu suất sử dụng phổ tần và dung lượng hệ thống chưa thực sự đáp ứng được nhu cầu ngày càng cao của người dùng.

Để giải quyết vấn đề này, một hệ thống mới đã được đề xuất, được gọi là hệ thống Massive MIMO [3] - [6]. Massive MIMO là công nghệ sử dụng mảng ăng-ten, với số lượng các phần tử trên mảng có thể lên tới hàng trăm, nhằm mục tiêu tăng dung lượng truyền dẫn và cải thiện độ tăng ích của ăng-ten lên rất nhiều lần. Massive MIMO mở rộng khái niệm MU-MIMO bằng cách gia tăng đáng kể số lượng ăng-ten được triển khai tại trạm gốc BS để tăng số lượng người dùng được phục vụ đồng thời trên cùng một nguồn tài nguyên tần số. So với các hệ thống MIMO truyền thống, hệ thống Massive MIMO cho phép tăng hiệu suất sử dụng phổ có thể lên đến 10 lần, thông qua việc sử dụng hàng trăm ăng-ten để phục vụ cho hàng chục người dùng ở tốc độ cao [11]. Bên cạnh đó, hệ thống Massive MIMO cho phép cải thiện đáng kể dung

lượng kênh truyền cũng như tỷ lệ lỗi bit (BER: *Bit Error Rate*) hệ thống [3]. Massive MIMO là một kỹ thuật đầy triển vọng cho các hệ thống thông tin vô tuyến thế hệ kế tiếp (5G: *Fifth Generation Cellular Network*) [3], [12], [11].

Tuy nhiên, việc triển khai số lượng rất lớn các ăng-ten thu/phát tại mỗi BS dẫn tới số chuỗi cao tần vô tuyến (RFC: *Radio Frequency chains*) tại BS tăng lên, vấn đề đồng bộ giữa các ăng-ten phát trở nên phức tạp hơn.... Bên cạnh đó, các thiết bị phía trước giao diện vô tuyến rất phức tạp, cồng kềnh và đắt tiền và tỷ lệ với số lượng ăng-ten được sử dụng. Bằng cách sử dụng các kỹ thuật lựa chọn ăng-ten phát sẽ làm giảm chi phí lắp đặt và độ phức tạp mà vẫn có thể đạt phẩm chất BER cao. Thay vì tín hiệu được truyền đi trên tất cả các ăng-ten phát, chỉ những ăng-ten nào tốt nhất sẽ được lựa chọn để truyền tín hiệu. Kỹ thuật lựa chọn ăng-ten phát đã được nghiên cứu rộng rãi trong nhiều thập kỷ qua, trong đó các đề xuất trong [53] và [54] là những công trình đặt nền móng cho hướng nghiên cứu này trên các hệ thống MIMO. Theo đó, trong [53], Heath cùng các cộng sự đề xuất thuật toán lựa chọn ăng ten phát bằng cách phân tích tỷ số công suất tín hiệu trên tạp âm (SNR: *Signal to Noise Ratio*) trên từng ăng-ten phát trong sự kết hợp với các bộ tách sóng tuyến tính. Để giảm độ phức tạp tính toán, trong [54], tác giả đề xuất thuật toán lựa chọn ăng-ten phát cho hệ thống MIMO dựa trên tính tăng ích kênh bằng phép tính norm các cột ma trận kênh truyền.

Từ những nghiên cứu trên hệ thống MIMO, kỹ thuật lựa chọn ăng-ten phát tiếp tục được nghiên cứu phát triển trên các hệ thống đa người dùng (MU-MIMO và Massive MIMO). Trong [49], các tác giả đề xuất thuật toán lựa chọn ăng-ten phát cho hệ thống MU-MIMO bằng cách phân tích tham số sai số bình phương trung bình (MSE: *Mean square error*) tương ứng với

các bộ tiền mã hóa tuyến tính. Với đề xuất này, những ăng-ten đảm bảo điều kiện MSE nhỏ nhất sẽ là những ăng-ten phát được lựa chọn. Trong tài liệu tham khảo [45], Bing Fang và các cộng sự đề xuất phương pháp lựa chọn ăng-ten phát cho hệ thống Massive MIMO song công phân chia theo thời gian (TDD: *Time Division Duplexing*) bằng cách cực đại hóa hệ số định thức (determinant modulus) ma trận kênh truyền. Các ăng-ten phát được lựa chọn bằng phép lặp hoán vị thời gian thực trên cơ sở phân tích dung lượng kênh. Tuy nhiên việc áp dụng đề xuất trong [49] vào thực tế hệ thống Massive MIMO cũng như đề xuất trong [45] đang là một thách thức. Bởi lẽ, các thuật toán này đều lựa chọn lần lượt từng ăng-ten qua mỗi bước lựa chọn. Điều này dẫn tới độ phức tạp tính toán của các đề xuất là rất lớn và mất nhiều thời gian khi số lượng ăng-ten phát tại mỗi BS tăng lên hàng trăm ăng-ten, trong khi thời gian trễ dành cho việc xử lý tín hiệu trong Massive MIMO là rất nhỏ. Do đó, những nghiên cứu, đề xuất các kỹ thuật lựa chọn ăng-ten phát có độ phức tạp thấp cho hệ thống Massive MIMO là cần thiết và có ý nghĩa.

Khó khăn chính trong truyền dữ liệu từ các trạm gốc tới các thiết bị đầu cuối là quá trình tách những tín hiệu của nhiều người dùng đã bị trộn lẫn ở phía máy thu, để mỗi người dùng lúc này chỉ nhận được phần tín hiệu mong muốn, thành phần xuyên nhiễu từ những người dùng lân cận cần được loại bỏ [9]. Một trong những phương pháp thường được sử dụng là kỹ thuật tiền mã hóa (*Precoding*). Trong phương pháp này, tín hiệu của các người dùng khác nhau được mã hóa và xử lý trước khi truyền. Trong hệ thống Massive MIMO, việc trang bị số lượng lớn các ăng-ten tại các BS và số lượng lớn người dùng được phục vụ đồng thời làm cho véc-tơ tín hiệu thu, phát và ma trận kênh

truyền có kích thước lớn hơn rất nhiều so với hệ thống MU-MIMO. Điều này đồng nghĩa với quá trình xử lý tín hiệu phát và tín hiệu thu trong hệ thống Massive MIMO trở nên phức tạp hơn. Các quá trình xử lý phức tạp này được ưu tiên thực hiện tại phía BS trong Massive MIMO [3], [12].

Khi số lượng ăng-ten tại phía BS lớn hơn rất nhiều số lượng người dùng, các bộ tiền mã hóa tuyến tính như cưỡng bức bằng không (ZF: *Zero Forcing*), sai số bình phương trung bình cực tiểu (MMSE: *Minimum Mean Square Error*) đề xuất trong [7], [8], [9] được xem như là những giải pháp cận tối ưu. Bên cạnh đó, các thuật toán tiền mã hóa phi tuyến như mã hóa giấy bẩn (DPC: *Dirty Paper Coding*) đề xuất trong [10] và tiền mã hóa Tomlinson Harashima (THP: *Tomlinson Harashima Precoding*) đề xuất trong [9] cho tỷ lệ lỗi bit BER tốt hơn các thuật toán tiền mã hóa tuyến tính. Tuy nhiên độ phức tạp của các thuật toán phi tuyến này là rất lớn khi số lượng ăng-ten tại BS và số lượng người dùng tăng lên. Vì vậy, việc áp dụng các thuật toán tiền mã hóa phi tuyến vào hệ thống Massive MIMO đang là một thách thức. Bên cạnh đó, để loại bỏ nhiễu từ những người dùng lân cận và cải thiện dung lượng hệ thống, thuật toán chéo hóa khối (BD: *Block Diagonalization*) đề xuất trong [18] được áp dụng. Tuy nhiên độ phức tạp của thuật toán BD là không phù hợp cho hệ thống Massive MIMO do phải thực hiện rất nhiều phép toán phân tách giá trị đơn nhất (SVD: *Singular Value Decomposition*) ma trận kênh truyền. Trong bối cảnh này, tồn tại các đề xuất khác nhau để giảm độ phức tạp của thuật toán BD như thuật toán phân tách QR trên cơ sở chéo hóa khối (QR-BD: *QR decomposition based on Block Diagonalization*) và thuật toán chéo hóa khối giả đảo (PINV-BD: *Pseudo Inverse Block Diagonalization*) đề xuất trong [15] và [17] tương ứng. Việc thiết kế các bộ tiền mã hóa có độ

phức tạp thấp cho đường xuống hệ thống Massive MIMO đang là một hướng nghiên cứu thu hút được nhiều sự quan tâm của các nhà khoa học.

Hệ thống Massive MIMO là một bước đột phá hiện nay, hứa hẹn là một kỹ thuật đầy tiềm năng, phát huy hết khả năng của công nghệ truyền dẫn MIMO. Với những lý do trên Massive MIMO đang là một hướng nghiên cứu mới cho rất nhiều các học giả trong và ngoài nước. Đã có nhiều công trình nghiên cứu liên quan đến kỹ thuật lựa chọn ăng-ten phát và kỹ thuật tiền mã hóa trong các hệ thống Massive MIMO được công bố. Tuy nhiên còn rất nhiều vấn đề về lý thuyết cần tiếp tục nghiên cứu và giải quyết. Chính vì vậy, nghiên cứu sinh đã lựa chọn và thực hiện đề tài “***Nghiên cứu kỹ thuật lựa chọn ăng-ten phát và tiền mã hóa cho hệ thống Massive MIMO***” mang tính cấp thiết, có ý nghĩa khoa học cao và phù hợp với xu thế thời đại. Đề tài tập trung vào hai hướng nghiên cứu chính đó là đề xuất các kỹ thuật lựa chọn ăng-ten phát và kỹ thuật tiền mã hóa cho đường xuống trong hệ thống Massive MIMO. Những kết quả đạt được của luận án sẽ góp phần xây dựng vững chắc cơ sở lý thuyết về xử lý tín hiệu trong Massive MIMO, góp phần đưa hệ thống vào ứng dụng trong thực tế.

Mục tiêu nghiên cứu

Luận án gồm ba mục tiêu nghiên cứu:

1. Nghiên cứu những vấn đề cơ bản về đặc điểm, ưu điểm, nhược điểm, nguyên lý hoạt động của hệ thống Massive MIMO.
2. Nghiên cứu đề xuất thuật toán lựa chọn ăng-ten phát có độ phức tạp thấp cho đường xuống hệ thống Massive MIMO.
3. Nghiên cứu đề xuất các thuật toán tiền mã hóa có độ phức tạp thấp,

phẩm chất BER cao trong sự kết hợp giữa các thuật toán tiền mã hóa tuyến tính với các kỹ thuật rút gọn giàn (LR: *Lattice reduction*) và kỹ thuật phân tích thành phần chính (PCA: *Principal component analysis*) cho hệ thống Massive MIMO.

Đối tượng nghiên cứu

- Các kỹ thuật lựa chọn ăng-ten phát trong các hệ thống MIMO, MU-MIMO, Massive MIMO.
- Các kỹ thuật tiền mã hóa tuyến tính.
- Các kỹ thuật rút gọn giàn LR.
- Kỹ thuật phân tích thành phần chính PCA.

Phạm vi nghiên cứu

Hệ thống Massive MIMO song công phân chia theo thời gian.

Phương pháp nghiên cứu

Kết hợp giải tích với mô phỏng Monte-Carlo trên Matlab:

- Phương pháp giải tích được sử dụng để thiết lập các biểu thức toán học xây dựng thuật toán, tính toán độ phức tạp.
- Mô phỏng Monte-Carlo được áp dụng để mô phỏng lại các công trình mà luận án có tham chiếu cũng như các đề xuất để kiểm chứng, phân tích lý thuyết, so sánh và đánh giá chất lượng hệ thống.

Đóng góp của luận án

Một số đóng góp chính của luận án có thể được tóm tắt như sau:

1. Trên cơ sở thuật toán lựa chọn ăng-ten phát tối ưu trong [9], nghiên cứu sinh đề xuất các thuật toán lựa chọn ăng-ten phát theo nhóm, độ phức tạp thấp dựa trên cơ sở phân tích dung lượng kênh truyền cho hệ thống Massive MIMO, trong điều kiện thông tin trạng thái kênh truyền (CSI: *Channel State Information*) tại BS là hoàn hảo. Dung lượng kênh truyền của mỗi nhóm ăng-ten được lựa chọn được tính bằng phép phân tách SVD và phép tính định thức ma trận kênh truyền. Những nhóm ăng-ten có đóng góp nhiều nhất vào tổng dung lượng kênh truyền là những nhóm ăng-ten phát được lựa chọn.

2. Đề xuất các thuật toán tiền mã hóa theo nhóm LR-LGP và ZF-GP-LR trên cơ sở các bộ tiền mã hóa tuyến tính kết hợp với kỹ thuật tối thiểu véc-tơ dài nhất rút gọn giàn trên cơ sở phần tử (ELR-SLV: *Element-based lattice reduction shortest longest vector* [56]) và kỹ thuật tối thiểu cơ sở dài nhất rút gọn giàn trên cơ sở phần tử (ELR-SLB: *Element-based lattice reduction shortest longest basis* [56]), hoạt động trong các điều kiện kênh truyền hoàn hảo và kênh truyền có tương quan. Kết quả mô phỏng cho thấy rằng độ phức tạp tính toán của các bộ tiền mã hóa đề xuất thấp hơn đáng kể, trong khi phẩm chất BER của đề xuất là gần tiệm cận với đề xuất trong [16] khi số lượng nhóm tăng lên. Bên cạnh đó, trong vùng SNR cao, bộ tiền mã hóa đề xuất ZF-GP-LR cho phẩm chất BER tốt hơn so với đề xuất trong [16]. Kết quả mô phỏng cũng cho thấy rằng, kênh truyền tương quan có ảnh hưởng xấu đến phẩm chất BER của hệ thống đối với tất cả các bộ tiền mã hóa được áp dụng.

3. Trên cơ sở kỹ thuật phân tích thành phần chính PCA, đề xuất bộ tiền

mã hóa có độ phức tạp thấp trong điều kiện kênh truyền từ BS đến tất cả người dùng là không hoàn hảo. Kết quả mô phỏng cho thấy rằng phẩm chất BER của hệ thống khi sử dụng tất cả các bộ tiền mã hóa đều phụ thuộc vào sai số ước lượng kênh truyền. Bên cạnh đó, thuật toán đề xuất cho phẩm chất BER tương đương, trong khi độ phức tạp tính toán của thuật toán đề xuất thấp hơn so với các đề xuất trong [16] và [21].

Bố cục luận án

Luận án được tổ chức theo 3 chương, bố cục cụ thể như sau.

- **Chương 1: TỔNG QUAN VỀ HỆ THỐNG MASSIVE MIMO.**

Nội dung trong Chương 1, Luận án trình bày những vấn đề tổng quan về hệ thống Massive MIMO. Bối cảnh nghiên cứu liên quan đến các kỹ thuật lựa chọn ăng-ten phát và kỹ thuật tiền mã hóa cũng được trình bày trong chương này. Trên cơ sở những vấn đề còn tồn tại của các công trình đã công bố để xác định bài toán Luận án cần giải quyết. Những nội dung trong Chương 1 là cơ sở cho các nghiên cứu, đề xuất trong các chương tiếp theo.

- **Chương 2: KẾT HỢP KỸ THUẬT LỰA CHỌN ĂNG-TEN PHÁT VÀ KỸ THUẬT TIỀN MÃ HÓA THEO NHÓM CHO HỆ THỐNG MASSIVE MIMO TRONG ĐIỀU KIỆN KÊNH TRUYỀN HOÀN HẢO.**

Trong chương này, Luận án trình bày đề xuất các kỹ thuật lựa chọn ăng-ten phát theo nhóm trên cơ sở phép phân tách SVD và phép tính định thức ma trận cho hệ thống Massive MIMO. Bên cạnh đó, bộ tiền mã hóa theo nhóm được thiết kế trên cơ sở các bộ tiền mã hóa tuyến

tính kết hợp với thuật toán rút gọn giàn ELR-SLV cũng được trình bày trong Chương 2.

- Chương 3: KỸ THUẬT TIỀN MÃ HÓA CHO HỆ THỐNG MASSIVE MIMO TRONG ĐIỀU KIỆN KÊNH TRUYỀN CÓ TƯƠNG QUAN VÀ KÊNH TRUYỀN KHÔNG HOÀN HẢO.

Trong Chương 3, trình bày đề xuất bộ tiền mã hóa theo nhóm có sự kết hợp giữa các kỹ thuật tiền mã hóa tuyến tính và kỹ thuật rút gọn giàn ELR-SLB trong điều kiện kênh truyền có tính tương quan theo hàm mũ giữa các ăng-ten thu/phát. Đồng thời, bộ tiền mã hóa đề xuất trên cơ sở sự hỗ trợ của kỹ thuật PCA trong điều kiện kênh truyền không hoàn hảo cũng được trình bày trong chương này.

Chương 1

TỔNG QUAN VỀ HỆ THỐNG MASSIVE MIMO

1.1. Quá trình chuyển tiếp từ MIMO đến hệ thống Massive MIMO

Trong những năm qua, thế giới đang chứng kiến sự tăng không ngừng về số lượng các thiết bị đầu cuối di động. Theo báo cáo của Ericsson [1], thuê bao sử dụng điện thoại thông minh trên toàn cầu vào khoảng 3.4 tỷ vào năm 2015, và dự kiến tăng lên 6.1 tỷ vào năm 2021; lưu lượng data trên mỗi điện thoại thông minh cũng tăng từ 1.4 GB/tháng/thiết bị năm 2015 đến khoảng 8.5 GB/tháng/thiết bị vào năm 2020 . Trong khi đó tài nguyên vô tuyến cho thông tin di động là hữu hạn. Mặt khác vấn đề mở rộng phổ tần lại rất hạn chế và có chi phí cao. Một trong những giải pháp để nâng cao hiệu quả sử dụng tài nguyên tần số là công nghệ truyền thông vô tuyến sử dụng đa ăng-ten MIMO [2], [3].

Bên cạnh đó, nhu cầu ngày càng cao của người sử dụng đòi hỏi các hệ thống không dây thế hệ tiếp theo phải có chất lượng tốt hơn, an toàn hơn, hiệu quả về công suất, được triển khai trong các môi trường khác nhau. Đồng thời, các thiết bị di động cầm tay phải nhỏ gọn. Hơn nữa, chúng phải hoạt động đáng tin cậy trong các loại môi trường khác nhau. Các hệ thống thông tin di động thế hệ 3 (3G) và thế hệ 4 (4G) đã được chuẩn hoá việc ứng dụng công nghệ MIMO để tăng tốc độ hay độ tin cậy khi truyền dữ liệu. Tuy nhiên, các tiêu chuẩn hiện tại mới chỉ quy định việc sử dụng các cấu hình MIMO cơ

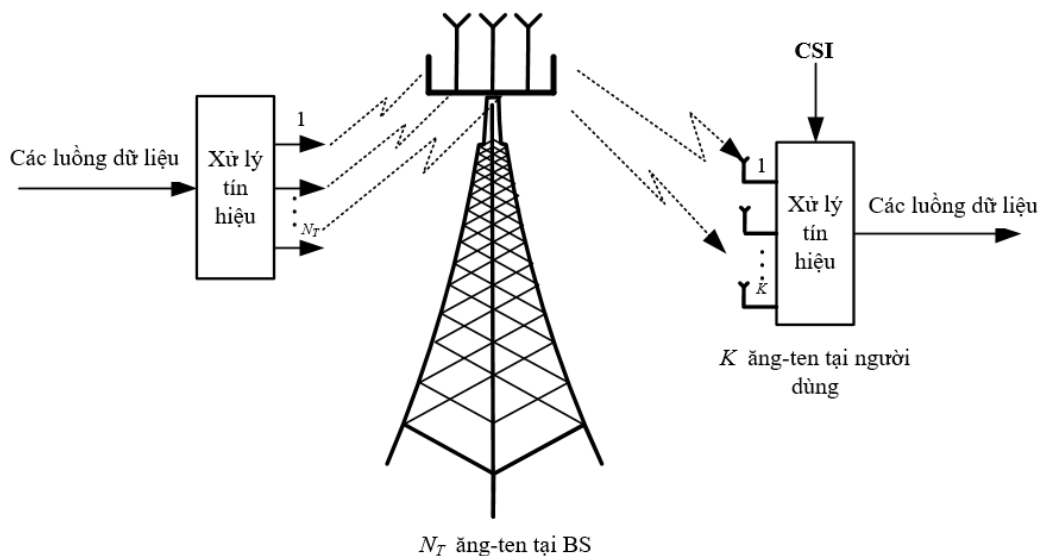
nhỏ. Điều này chưa cho phép phát huy hết những tiềm năng mà công nghệ MIMO mang tới [2], [22].

Hệ thống Massive MIMO là một bước đột phá hiện nay. Nó hứa hẹn là một kỹ thuật đầy tiềm năng, phát huy hết khả năng của công nghệ truyền dẫn MIMO. Quá trình chuyển tiếp từ hệ thống MIMO đến Massive MIMO trải qua các giai đoạn phát triển và kế thừa những ưu điểm từ các hệ thống MIMO điểm - điểm đến hệ thống MIMO đa người dùng.

1.1.1. Hệ thống MIMO điểm - điểm

Hệ thống MIMO điểm - điểm được quan tâm nghiên cứu từ cuối thập niên những năm 1990 [23] - [26]. Hiện nay đã trở thành chuẩn trong các hệ thống thông tin băng rộng, chẳng hạn như chuẩn LTE [27], [11].

Xem xét mô hình hệ thống MIMO điểm - điểm đường xuống được mô tả trong Hình 1.1. Trong mô hình này, BS được trang bị N_T ăng-ten phát, tại mỗi thời điểm BS chỉ phục vụ duy nhất một thiết bị đầu cuối. Thiết bị đầu cuối được trang bị K ăng-ten thu.



Hình 1.1: Mô hình kênh đường xuống hệ thống MIMO điểm - điểm [6].

Theo lý thuyết Shannon, hiệu quả sử dụng phổ tần (tính theo bit/s/Hz) đường xuống của hệ thống MIMO điểm - điểm khi có nhiều Gauss tại phía thu được mô tả như sau [6]:

$$\begin{aligned} C_{dl} &= \log_2 \left(\mathbf{I}_K + \frac{\rho_{dl}}{N_T} \mathbf{H}^H \mathbf{H} \right) \\ &= \log_2 \left(\mathbf{I}_K + \frac{\rho_{dl}}{N_T} \mathbf{H} \mathbf{H}^H \right). \end{aligned} \quad (1.1)$$

Trong đó \mathbf{H} là ma trận kênh truyền giữa trạm gốc và thiết bị đầu cuối có kích thước $K \times N_T$, ρ_{dl} là tỷ số tín hiệu trên nhiễu (SNR: *Signal to Noise Ratio*) đường xuống, tỷ số này tỷ lệ với tổng công suất bức xạ và được chuẩn hóa theo N_T và K nhằm đảm bảo tổng công suất bức xạ không phụ thuộc vào số ăng-ten. Hiệu quả sử dụng phổ tần như trong công thức (1.1) yêu cầu phía thu phải biết ma trận kênh truyền \mathbf{H} nhưng không phải là yêu cầu bắt buộc đối với phía phát.

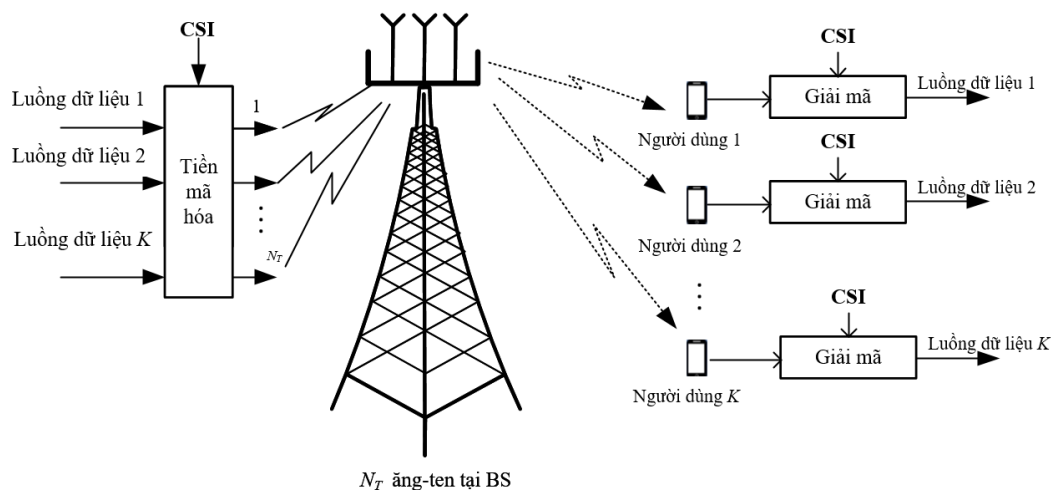
Trong môi trường giàu tán xạ như mô hình kênh pha đỉnh Rayleigh, khi SNR đủ lớn thì hiệu quả sử dụng phổ tần cho cả đường lên và đường xuống tăng tuyến tính theo $\min(N_T, K)$ và tăng theo hàm logarit đối với SNR. Vì vậy, về lý thuyết, với cùng một công suất phát có thể tăng hiệu quả sử dụng phổ tần bằng cách gia tăng đồng thời số ăng-ten thu và số ăng-ten phát. Tuy nhiên, trong thực tế, khi số lượng ăng-ten được sử dụng tại BS và thiết bị đầu cuối tăng lên thì hệ thống MIMO điểm - điểm vẫn bị giới hạn bởi 3 yếu tố sau [6]:

- Thiết bị đầu cuối trở nên phức tạp hơn do yêu cầu các chuỗi cao tần RF độc lập trên mỗi ăng-ten cũng như việc sử dụng công nghệ xử lý số tiên tiến để tách các luồng dữ liệu.

- Về cơ bản môi trường truyền dẫn phải hỗ trợ $\min(N_T, K)$ các luồng độc lập, điều này rất khó tồn tại trong điều kiện các mảng ăng-ten siêu nhỏ được sử dụng hoặc giữa phía thu và phía phát tồn tại đường trực tiếp (LOS: *Line-of-sight*).
- Các đầu cuối ở gần biên của các tế bào thường có SNR thấp do suy hao đường truyền và hiệu quả sử dụng phổ tăng chậm theo $\min(N_T, K)$.

1.1.2. Hệ thống MIMO đa người dùng

Trong hệ thống MU-MIMO, mỗi BS có thể phục vụ đồng thời nhiều người dùng. Xem xét mô hình MU-MIMO đường xuống được mô tả trong Hình 1.2, trong đó trạm BS được trang bị N_T ăng-ten phục vụ đồng thời K người dùng. Mỗi người dùng có thể được trang bị một hoặc nhiều ăng-ten thu. Để đơn giản chúng ta xem xét mô hình MU-MIMO cơ bản, mỗi người dùng được trang bị một ăng-ten duy nhất.



Hình 1.2: Mô hình kênh đường xuống hệ thống MIMO đa người dùng [6].

Ý tưởng K người dùng đồng thời phát tín hiệu đến trạm gốc trên cùng một tần số đã được đề xuất từ rất sớm trong các công trình [28] - [34]. Tuy

nhien, sau này lý thuyết đầy đủ về hệ thống mới được tiếp tục nghiên cứu, phát triển và khái quát hóa trong các công trình [35] - [39].

Quá trình truyền dẫn đường xuống, tại BS, thực hiện tiền mã hóa trước khi phát tín hiệu đến tất cả các người dùng. Tổng dung lượng kênh truyền đường xuống biểu diễn như sau [3], [6]:

$$C_{dl} = \max_{\substack{\{d_k\} \\ d_k \geq 0, \sum_{k=1}^K d_k \leq 1}} \log_2 (\mathbf{I}_{N_T} + \rho_{dl} \mathbf{H} \mathbf{D} \mathbf{H}^H). \quad (1.2)$$

Trong biểu thức (1.2), $\mathbf{H} \in \mathbb{C}^{K \times N_T}$ là ma trận kênh truyền giữa BS và tất cả người dùng, ρ_{dl} là tỷ số công suất tín hiệu trên nhiễu SNR đường xuống trên mỗi người dùng, \mathbf{D} là ma trận đường chéo có kích thước $K \times K$, với các phần tử thuộc đường chéo thỏa mãn $d_k \geq 0$ và $\sum_{k=1}^K d_k \leq 1$.

Từ biểu thức (1.2) chúng ta cũng dễ dàng thấy rằng, hiệu quả sử dụng phổ cho đường xuống hệ thống MU-MIMO phụ thuộc vào kênh truyền. Điều này có nghĩa rằng: Đối với đường xuống cả trạm gốc và các người dùng đều phải biết CSI [6].

Để các người dùng có được CSI thì đòi hỏi giữa các người dùng phải có sự hợp tác (cooperate) với nhau. Đây là yêu cầu không thực tế trong hệ thống MU-MIMO, bởi vì mỗi người dùng được phân bố ngẫu nhiên trong tế bào và có khoảng cách địa lý có thể rất xa nhau.

So sánh với hệ thống MIMO điểm - điểm chúng ta thấy rằng, dù không có sự hợp tác giữa các người dùng thì hiệu quả sử dụng phổ tần đường xuống trong MU-MIMO vẫn tốt hơn MIMO điểm - điểm vì BS biết được CSI [6].

Như vậy, hệ thống MU-MIMO cho phép chúng ta thu được tăng ích ghép kênh theo không gian dù cho mỗi người dùng chỉ sử dụng một ăng-ten [40]. Đây là ưu điểm lớn nhất của hệ thống MU-MIMO bởi vì chúng ta không thể

bố trí nhiều ăng-ten tại phía người dùng do sự giới hạn về kích thước và giá thành của các thiết bị đầu cuối. Ngược lại, trạm gốc BS là nơi có thể triển khai nhiều ăng-ten một cách dễ dàng. Hệ thống MU-MIMO không chỉ khai thác tất cả các điểm mạnh của hệ thống MIMO mà còn khắc phục hầu hết sự hạn chế về kênh truyền MIMO, chẳng hạn như MU-MIMO ít nhạy cảm hơn MIMO trong môi trường truyền tin có đường trực tiếp giữa người dùng và trạm gốc [6]. Tuy nhiên, hệ thống MU-MIMO tồn tại hai nhược điểm lớn đó là:

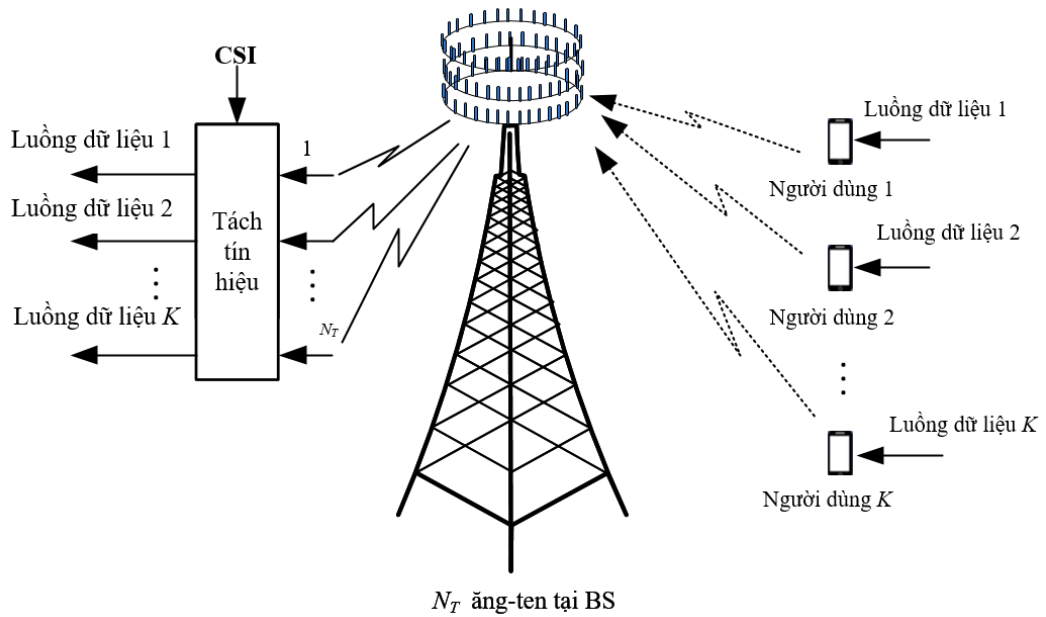
- Để nâng cao hiệu quả sử dụng phổ tần, cả đường lên và đường xuống cần thực hiện các khâu xử lý tín hiệu rất phức tạp ở cả trạm gốc và người dùng.
- Đối với đường xuống trong hệ thống MU-MIMO, yêu cầu cả trạm gốc BS và các người dùng phải có được CSI, do đó phải thực hiện ước lượng kênh cho cả đường lên và đường xuống. Những hạn chế này làm cho việc mở rộng hệ thống theo N_T hoặc K không thể thực hiện được [6].

1.1.3. Hệ thống Massive MIMO

Trong thực tế, hầu hết các hệ thống MIMO đang triển khai, tại các BS thường chỉ trang bị một số lượng nhỏ ăng-ten (thường ít hơn 10 [2]). Vì vậy, hiệu suất sử dụng phổ tần và dung lượng hệ thống chưa thực sự đáp ứng được nhu cầu ngày càng cao của người dùng. Để giải quyết vấn đề này, một hệ thống Massive MIMO [5] đã được đề xuất. Trong hệ thống Massive MIMO, số lượng ăng-ten tại trạm gốc có thể lên đến hàng trăm ăng-ten phục vụ đồng thời cho hàng chục (thậm chí hàng trăm) người dùng trên cùng một phổ tài nguyên tần số [2, 3, 4, 6, 11].

Massive MIMO đề cập đến việc triển khai một số lượng lớn ăng-ten tại các trạm gốc. Công nghệ này cải thiện đáng kể hiệu quả sử dụng năng lượng và hiệu quả sử dụng phổ tần. Massive MIMO là một hình thức của MU-MIMO khi số lượng các ăng-ten tại các BS và số lượng người dùng tăng lên.

Xem xét mô hình hệ thống Massive MIMO được mô tả như trong Hình 1.3 và Hình 1.4. Trong mô hình này, mỗi trạm BS trang bị N_T ăng-ten thu/phát, phục vụ đồng thời K người dùng, tất cả K người dùng cùng chia sẻ nguồn tài nguyên tần số. Để đơn giản, giả thiết mỗi người dùng được trang bị đơn ăng-ten.

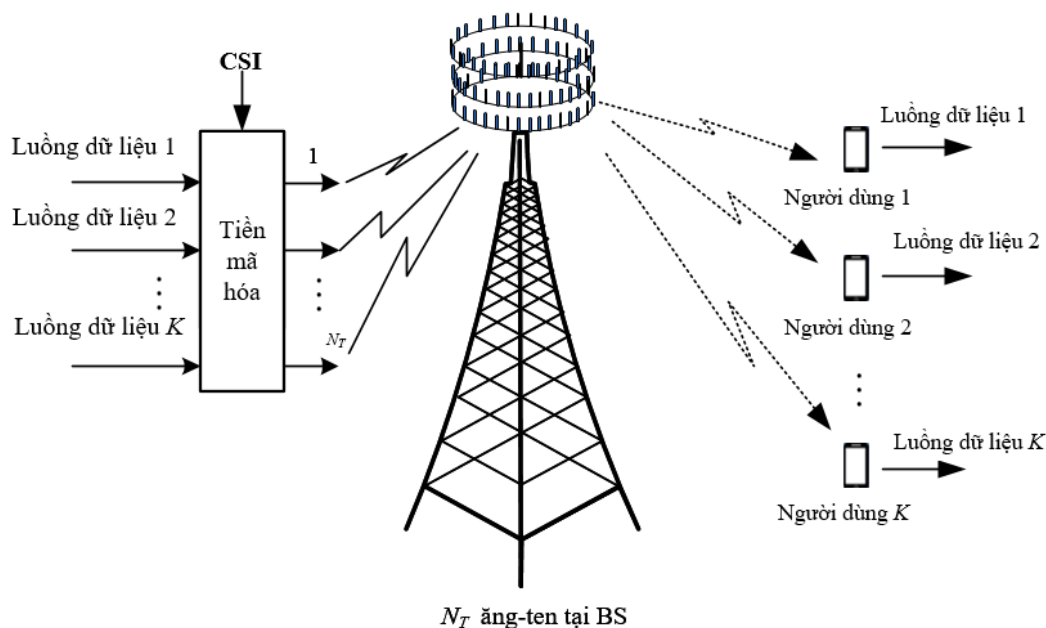


Hình 1.3: Mô hình kênh tổng quát đường lên hệ thống Massive MIMO [6]

Hiệu quả sử dụng phổ tần đối với đường lên trong hệ thống Massive MIMO trong trường hợp mỗi người dùng được trang bị 01 ăng-ten được cho bởi [3]:

$$C_{sum} = \log_2 \det (\mathbf{I}_K + p_u N_T \mathbf{I}_K) = K \log_2 (1 + N_T p_u). \quad (1.3)$$

Trong biểu thức (1.3), K là độ lợi ghép kênh theo không gian và N_T là hệ số tăng ích của mảng. Chúng ta thấy rằng có thể thu được hiệu suất phổ



Hình 1.4: Mô hình kênh tổng quát đường xuống hệ thống Massive MIMO [6]

và hiệu suất năng lượng lớn khi N_T và K rất lớn. Nếu không tăng công suất phát ở các đầu cuối nhưng tăng N_T và K chúng ta có thể đồng thời xử lý nhiều thiết bị đầu cuối hơn trên cùng một băng tần. Hơn nữa, phẩm chất của hệ thống vẫn không bị suy giảm. Do số lượng rất lớn các ăng-ten tại mỗi BS, nên các véc-tơ cột của ma trận kênh truyền sẽ trực giao từng đôi một theo luật số lớn. Vì vậy, các kỹ thuật xử lý tuyến tính gần đạt được phẩm chất tối ưu [5], [6]. Mặt khác, khi tăng số lượng ăng-ten tại trạm gốc BS, chúng ta luôn thu được độ lợi phân tập thu hoặc phát cao, đồng thời tăng độ tin cậy của hệ thống. Tuy nhiên, số lượng ăng-ten tại mỗi BS tăng lên, điều này đồng nghĩa với quá trình xử lý tín hiệu cho cả đường lên và đường xuống sẽ trở nên phức tạp hơn.

Có ba điểm khác biệt chính giữa Massive MIMO và MU-MIMO thông thường [6]:

- Chỉ có trạm gốc có được thông tin về trạng thái kênh truyền.

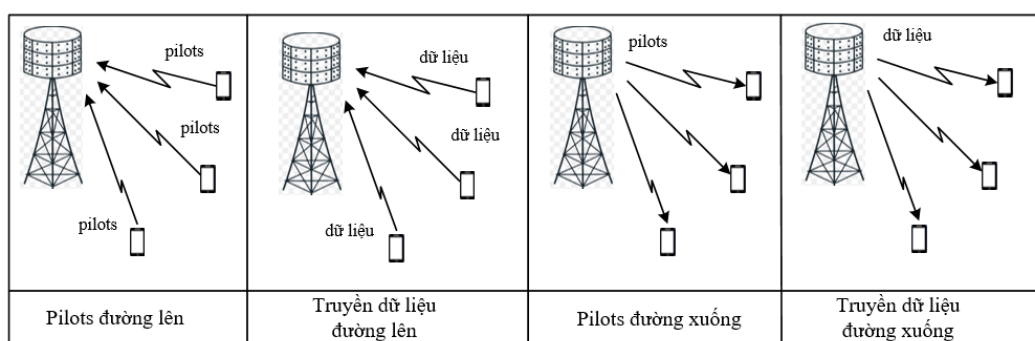
- Số lượng ăng-ten tại trạm gốc N_T thường lớn hơn so với số lượng người dùng K . Tuy nhiên, đây không phải là đặc điểm mang tính chất bắt buộc và không mang tính quyết định sự khác biệt giữa MU-MIMO thông thường và Massive MIMO.
- Quá trình xử lý tuyến tính được áp dụng cho cả đường lên và đường xuống.

Cần lưu ý rằng, đặc điểm thứ hai nêu trên (tuy không phải là bắt buộc) nhằm đảm bảo cho hệ thống thu được số bậc tự do (degree of freedom) rất lớn, từ đó giúp cho phẩm chất lỗi bit của các bộ tách sóng và các bộ tiền mã hóa tuyến tính đơn giản như ZF hay MMSE gần đạt phẩm chất tối ưu. Mối quan hệ này, trong Massive MIMO, thường được định nghĩa thông qua hệ số tải λ (load factor), xác định bởi tỷ số giữa tổng số ăng-ten trang bị trên tất cả K người dùng và số ăng-ten tại trạm gốc. Trong [41], Mazetta và các cộng sự đã chỉ ra 10 lầm tưởng quan trọng về Massive MIMO, trong đó khẳng định rõ không có mối quan hệ ràng buộc cụ thể nào về tỷ số giữa số lượng ăng-ten trang bị tại BS và số người dùng được phục vụ bởi BS đó. Các tác giả đồng thời cũng khẳng định có thể định nghĩa hệ thống Massive MIMO với cấu hình ăng-ten bất kỳ (điều đó có nghĩa là gồm cả trường hợp $\lambda = 1$) tùy thuộc vào môi trường truyền tin, phẩm chất lỗi bit và độ phức tạp của hệ thống [41].

1.2. Nguyên lý hoạt động trong hệ thống Massive MIMO

Hệ thống Massive MIMO được chia làm hai loại: Hệ thống song công phân chia theo thời gian TDD và hệ thống song công phân chia theo tần số (FDD: *Frequency Division Duplexing*).

Trên thực tế, hệ thống TDD và FDD có những ưu điểm và nhược điểm riêng. Cả hai kỹ thuật này đã được áp dụng trong các mạng di động không dây được thương mại hóa trong một thời gian dài từ mạng 2G đến 4G. Trong [3], các tác giả đã chỉ ra rằng, kỹ thuật TDD được sử dụng nhiều hơn so với kỹ thuật FDD trong hệ thống Massive MIMO. Nguyên nhân, trong hệ thống FDD, số lượng ăng-ten trang bị tại trạm gốc bị giới hạn bởi thời gian đồng bộ của kênh truyền (là khoảng thời gian mà kênh truyền được xem là không đổi). Bên cạnh đó, trong [65] các tác giả cũng chỉ ra rằng, có sự quan tâm đáng kể đối với các phiên bản Massive MIMO song công phân chia theo tần số FDD do các vấn đề về quy định phổ. Ngoài ra, hoạt động TDD phụ thuộc vào tính tương hỗ của kênh. Có thể các kênh đường xuống và đường lên không hoàn toàn tương hỗ trong thực tế do chuỗi phần cứng không khớp. Tuy nhiên, việc hiệu chuẩn chuỗi phần cứng không phải là một vấn đề nghiêm trọng với các giải pháp hiệu chuẩn đã được thử nghiệm ở một mức độ nào đó trong thực tế. Với việc hiệu chuẩn thích hợp như trong các tài liệu tham khảo [66]-[69], tính không tương hỗ giữa kênh truyền đường lên và kênh truyền đường xuống có thể được loại bỏ.



Hình 1.5: Giao thức thực hiện TDD trong Massive MIMO [3]

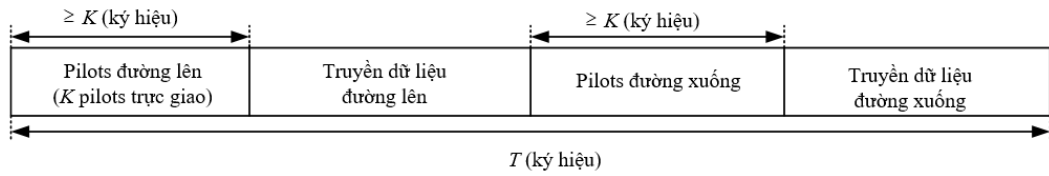
Trong một khoảng thời gian đồng bộ, hệ thống thực hiện 3 hoạt động bao

gồm: Ước lượng kênh truyền (cho cả đường lên và đường xuống), truyền tín hiệu đường lên và truyền tín hiệu đường xuống. Hình 1.5 là một ví dụ cho giao thức truyền dẫn TDD trong Massive MIMO.

1.2.1. Ước lượng kênh truyền trong hệ thống Massive MIMO

• Ước lượng kênh truyền trong hệ thống TDD:

Trong hệ thống song công phân chia theo thời gian, kênh truyền đường lên và đường xuống có tính tương hỗ. Do đó, thông tin về trạng thái kênh truyền CSI có thể thu được nhờ sử dụng mô hình như Hình 1.6.



Hình 1.6: Cấu trúc khung và ước lượng kênh truyền trong hệ thống TDD [3].

Đường lên: BS cần biết CSI để tách tín hiệu phát từ K người dùng. Để có được thông tin về trạng thái kênh truyền, các người dùng sẽ truyền chuỗi pilot trực giao nhau bởi đường lên, sau đó BS sẽ sử dụng chuỗi pilot thu được để ước lượng kênh truyền. Quá trình này yêu cầu sử dụng tối thiểu $N_R = KN_u$ ký hiệu (symbol).

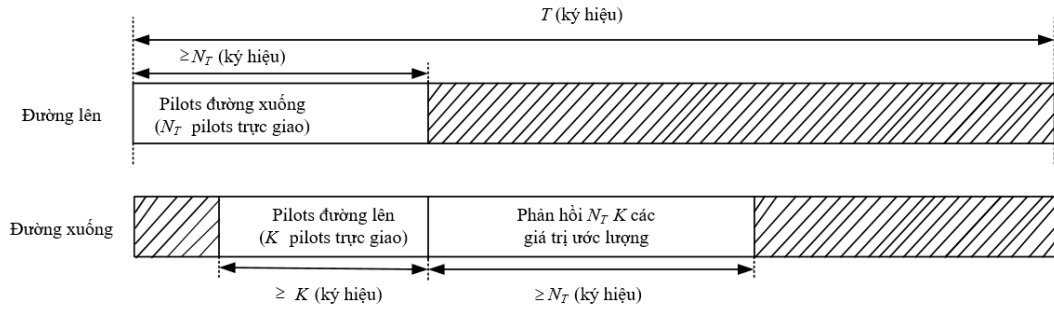
Đường xuống: BS cần biết CSI để thực hiện tiền mã hóa các tín hiệu cần truyền, BS có thể sử dụng giá trị ước lượng kênh truyền đường lên để xây dựng ma trận tiền mã hóa cho đường xuống. Để giải điều chế, thiết bị đầu cuối phải có được thông tin trạng thái kênh truyền CSI, các thông tin này có được nhờ BS phát N_R pilot trực giao nhau đến các người dùng. Quá trình này yêu cầu sử dụng ít nhất N_R ký hiệu. Như vậy, quá trình ước lượng kênh yêu cầu sử dụng ít nhất $2N_R$ ký hiệu. Ta giả thiết rằng kênh truyền không

đổi trong khoảng thời gian T . Vì vậy, số lượng ký hiệu pilot được sử dụng phải thỏa mãn điều kiện $2N_R < T$.

Như vậy, trong hệ thống song công theo thời gian chỉ có số người dùng bị giới hạn bởi khoảng thời gian đồng bộ của kênh truyền. Do đó, có thể tăng số ăng-ten trang bị tại trạm gốc để mở rộng hệ thống.

- **Ước lượng kênh truyền trong hệ thống FDD:**

Khác với hệ thống TDD, trong hệ thống FDD đường lên và đường xuống sử dụng các tần số khác nhau, CSI tại BS và các người dùng có thể thu được thông qua mô hình ước lượng kênh mô tả trong Hình 1.7.



Hình 1.7: Cấu trúc khung và ước lượng kênh truyền trong hệ thống FDD [3].

Đường lên: Một cách đơn giản để ước lượng kênh là người dùng sẽ phát N_R chuỗi pilot trực giao nhau đến BS, sau đó BS sẽ ước lượng kênh truyền dựa vào các pilot thu được tương tự như trong hệ thống TDD. Quá trình này yêu cầu sử dụng ít nhất N_R ký hiệu.

Đường xuống: Để thu được CSI trước hết BS sẽ truyền các pilot trực giao trên đường xuống, sau đó các người dùng sẽ ước lượng kênh và truyền ngược lại các giá trị ước lượng kênh này. BS sẽ sử dụng CSI thu được từ người dùng để tiền mã hóa các ký hiệu. Như vậy, hệ thống phải sử dụng ít nhất N_T ký hiệu để truyền pilot cho đường xuống và N_T ký hiệu để truyền thông tin CSI

phản hồi từ người dùng về BS.

Chúng ta có thể thấy rằng, trong hệ thống FDD, quá trình ước lượng kênh đòi hỏi phải sử dụng ít nhất $N_T + N_R$ ký hiệu cho đường lên (gồm N_T ký hiệu phản hồi và N_R ký hiệu cho pilot) và N_T ký hiệu cho đường xuống. Giả thiết rằng khoảng thời gian đồng bộ của kênh truyền đường lên và đường xuống là như nhau và bằng T , ta cần có $N_T < T$ và $N_T + N_R < T$. Như vậy, ta cần phải lựa chọn N_T và N_R sao cho $N_T + N_R < T$. Đây là điểm hạn chế cơ bản của hệ thống FDD bởi vì số lượng ăng-ten bố trí ở trạm gốc BS bị giới hạn do khoảng thời gian đồng bộ của kênh truyền.

1.2.2. Quá trình truyền tín hiệu đường xuống

Xem xét mô hình kênh đường xuống cho hệ thống Massive MIMO song công phân chia theo thời gian được mô tả như trong Hình 1.8.

Trong mô hình này, mỗi BS được trang bị N_T ăng-ten phát phục vụ đồng thời K người dùng, mỗi người dùng được trang bị N_u ăng-ten thu. Do đó, tổng số ăng-ten thu cho tất cả người dùng được biểu diễn bằng $N_R = KN_u$.

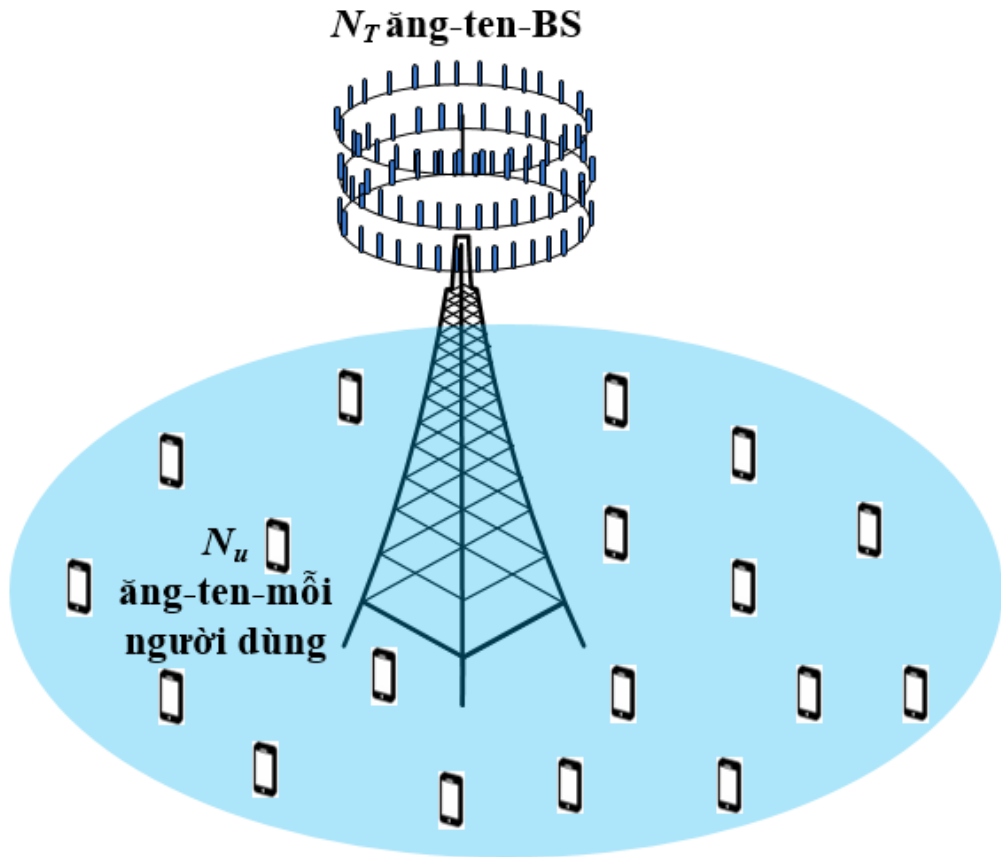
Trong truyền dẫn đường xuống (downlink hay forward link) là trường hợp BS phát tín hiệu tới tất cả K người dùng. Đặt \mathbf{x} là vector tín hiệu phát từ BS tới tất cả người dùng. Tín hiệu trước khi phát xuống cho tất cả các người dùng sẽ được nhân với ma trận trọng số (ma trận tiền mã hóa) \mathbf{W} :

$$\hat{\mathbf{s}} = \mathbf{W}\mathbf{x}, \quad (1.4)$$

trong đó $\mathbf{x} = \begin{bmatrix} \mathbf{x}_1 & \mathbf{x}_2 & \cdots & \mathbf{x}_K \end{bmatrix}^T \in \mathbb{C}^{N_T \times 1}$ và $\mathbf{W} \in \mathbb{C}^{N_T \times N_R}$.

Tín hiệu nhận được tại tất cả người dùng được biểu diễn như sau:

$$\mathbf{y}_{dl} = \mathbf{H}\mathbf{W}\mathbf{x} + \mathbf{n} \quad (1.5)$$



Hình 1.8: Mô hình kênh truyền đường xuống hệ thống Massive MIMO

Để giảm độ phức tạp của hệ thống, lựa chọn ăng-ten phát là một trong những giải pháp quan trọng. Theo đó, những ăng-ten phát tốt nhất sẽ được lựa chọn để truyền tín hiệu. Điều này sẽ làm giảm số lượng các bộ cao tần ở phía phát, đồng thời làm giảm chi phí cho việc thiết kế hệ thống. Về cơ bản, một số tiêu chuẩn lựa chọn ăng-ten phát bao gồm:

- Lựa chọn ăng-ten phát dựa trên cơ sở chuẩn (NORM) hay tăng ích kênh.
- Lựa chọn ăng-ten phát dựa trên tỷ số công suất tín hiệu trên tạp âm SNR.
- Lựa chọn ăng-ten phát dựa trên hiệu quả sử dụng năng lượng.
- Lựa chọn ăng-ten phát dựa trên cơ sở phân tích dung lượng kênh truyền.

Trong đường xuống của hệ thống Massive MIMO, tại mỗi BS phải thiết kế được ma trận tiền mã hóa. Sao cho, khi dữ liệu được truyền tới các thiết bị đầu cuối, mỗi thiết bị đầu cuối chỉ nhận được thành phần tín hiệu mong muốn. Những thành phần xuyên nhiễu từ những thiết bị đầu cuối lân cận cần được loại bỏ. Theo đó, ma trận trọng số của kỹ thuật tiền mã hóa tuyến tính đơn giản như ZF và MMSE được biểu diễn như sau [7], [9]:

$$\mathbf{W}_{ZF} = \mathbf{H}^H (\mathbf{H}\mathbf{H}^H)^{-1}. \quad (1.6)$$

$$\mathbf{W}_{MMSE} = \mathbf{H}^H (\mathbf{H}\mathbf{H}^H + \sigma_n^2 \mathbf{I}_{N_R})^{-1}, \quad (1.7)$$

với $\sigma_n^2 = \sigma^2/E_s$ và E_s là năng lượng của mỗi symbol phát.

Để đảm bảo công suất phát không thay đổi, tín hiệu trước khi phát đi sẽ được nhân với hệ số chuẩn hóa công suất. Hệ số chuẩn hóa công suất β_{ZF} cho ZF và β_{MMSE} cho MMSE được tính như sau:

$$\beta_{ZF} = \sqrt{\frac{N_R}{\text{Tr}(\mathbf{W}_{ZF} \mathbf{W}_{ZF}^H)}}, \quad (1.8)$$

$$\beta_{MMSE} = \sqrt{\frac{N_R}{\text{Tr}(\mathbf{W}_{MMSE} \mathbf{W}_{MMSE}^H)}}. \quad (1.9)$$

Các biểu thức từ (1.6) đến (1.9) được chứng minh chi tiết trong phần **Phụ lục**. Từ những vấn đề cơ bản về lý thuyết, các đề xuất cho kỹ thuật lựa chọn ăng-ten phát và kỹ thuật tiền mã hóa sẽ được trình bày chi tiết trong các Chương 2 và 3.

1.3. Ưu điểm và một số thách thức trong hệ thống Massive MIMO

1.3.1. Những ưu điểm chính của hệ thống Massive MIMO

Một số ưu điểm chính của hệ thống Massive MIMO bao gồm [3], [11]:

- Massive MIMO có thể tăng dung lượng gấp 10 lần, đồng thời cải thiện hiệu suất năng lượng bức xạ tới 100 lần so với hệ thống MIMO thường.
- Cho phép giảm đáng kể độ trễ trong môi trường không khí.
- Thực hiện thu phát song công phân chia theo thời gian TDD, điều này giúp việc mở rộng hệ thống một cách dễ dàng.
- Xử lý tín hiệu tuyến tính (mô hình kết hợp tuyến tính cho đường lên và tiền mã hóa cho đường xuống) gần như đạt tối ưu.
- Đơn giản hóa lớp đa truy nhập.
- Tất cả các quá trình xử lý phức tạp đều được thực hiện tại BS.

1.3.2. Một số thách thức trong hệ thống Massive MIMO

Mặc dù có rất nhiều những ưu điểm, tuy nhiên hệ thống Massive MIMO đang tồn tại những vấn đề thách thức như sau [2], [3], [11]:

- **Nhiều pilot (*Pilot Contamination*):** Nhiều pilot là những hạn chế cố hữu làm giảm đáng kể hiệu suất của hệ thống Massive MIMO. Ảnh hưởng này vẫn xảy ra ngay cả khi số lượng các ăng-ten tại BS tiến tới vô cùng.
- **Trở ngại trong truyền dẫn:** Hệ thống Massive MIMO được giả thiết làm việc trong các môi trường truyền sóng thuận lợi. Tuy nhiên trong thực tế, có thể môi trường truyền không thuận lợi như số lượng tán xạ nhỏ hơn so với số lượng người dùng, kênh truyền từ những người dùng khác nhau tới các BS chia sẻ một số tán xạ thông thường [42]. Một giải pháp để khắc phục vấn đề này là phân bố các ăng-ten của BS trên một diện tích lớn.

- **Yêu cầu thiết kế và chuẩn mới:** Tính hiệu quả sẽ tăng lên nếu Massive MIMO có thể triển khai trong hệ thống hiện tại như LTE. Tuy nhiên, các tiêu chuẩn LTE chỉ cho phép 8 cổng ăng-ten tại BS [43]. Thiết kế phần cứng có liên quan cũng cần được xem xét.

1.4. Bối cảnh nghiên cứu

Như đã trình bày trong các phần trước, trong một hệ thống Massive MIMO, số lượng ăng-ten phát tại phía BS là rất lớn. Điều này mang lại cho Massive MIMO nhiều lợi thế. Tuy nhiên, việc triển khai nhiều ăng-ten phát tại mỗi BS cũng khiến cho Massive MIMO phải đối diện với những trả giá nhất định như: Số lượng các bộ cao tần RF tại mỗi BS cũng tăng lên, quá trình xử lý tín hiệu cho đường lên cũng như đường xuống tại mỗi trạm gốc trở nên phức tạp hơn....Để khắc phục vấn đề này, kỹ thuật lựa chọn ăng-ten phát đang là một giải pháp quan trọng nhằm làm giảm các bộ cao tần RF cũng như quá trình xử lý tín hiệu tại mỗi BS. Điều này sẽ góp phần làm giảm được chi phí cho hệ thống khi triển khai trong thực tế.

Trong tài liệu [9], tác giả đề xuất thuật toán lựa chọn ăng-ten phát cho các hệ thống MIMO bằng cách phân tích dung lượng kênh. Theo đó, những ăng-ten có đóng góp nhiều nhất vào tổng dung lượng kênh truyền sẽ là những ăng-ten phát được lựa chọn. Đề xuất của các tác giả là một giải pháp tối ưu cho các hệ thống MIMO kích thước nhỏ. Trong tài liệu tham khảo [44], B. Lee, L. Ngo và B. Shim đề xuất phương pháp lập lịch nhóm ăng-ten (AGS: *Antenna group scheduling*) kết hợp lựa chọn ăng-ten cho người dùng trong hệ thống Massive MIMO. Mỗi nhóm người dùng được phục vụ bởi một nhóm ăng-ten. Trong đề xuất này, hệ thống Massive MIMO được chia thành các hệ

thống con, mỗi hệ thống con được tạo ra sao cho dung lượng kênh của nhóm ăng-ten phục vụ cho nhóm người dùng đó là cực đại, mỗi nhóm ăng-ten phục vụ duy nhất một nhóm người dùng. Đề xuất của Lee và các cộng sự có ý nghĩa rất lớn trong việc giảm độ phức tạp tính toán cũng như giảm độ phức tạp của hệ thống. Đề xuất này của các tác giả hoạt động trong hệ thống Massive MIMO song công phân chia theo tần số.

Trong [46], Jington Joung và các cộng sự đề xuất thuật toán lựa chọn các ăng-ten phát trong hệ thống Massive MIMO theo hai bước: Bước thứ nhất, tác giả đề xuất giải pháp lựa chọn ăng-ten phát trên cơ sở mối tương quan không gian giữa các ăng-ten. Bước thứ hai, thực hiện cực đại hóa hiệu suất hệ thống bằng các giá trị đơn nhất ma trận kênh đã được lựa chọn trong bước một. Bằng cách điều chỉnh số lượng các ăng-ten phát được lựa chọn trong mỗi bước, thuật toán có thể đảm bảo sự cân bằng về độ phức tạp tính toán cũng như phẩm chất của hệ thống. Trong [47], trên cơ sở kỹ thuật phân tích các thành phần chính PCA, M. T. A. Rana và các cộng sự đề xuất thuật toán lựa chọn ăng-ten phát cho các hệ thống Massive MIMO. Bằng kỹ thuật PCA để phân tích dung lượng kênh truyền, những ăng-ten có đóng góp ít nhất vào tổng dung lượng kênh của hệ thống sẽ được loại bỏ.

Theo hướng phân tích hiệu quả sử dụng năng lượng (EE), Tzu-Hao Tai cùng các cộng sự đã đề xuất thuật toán lựa chọn ăng-ten phát cho hệ thống Massive MIMO [48]. Theo đó những ăng-ten có hiệu quả sử dụng năng lượng tốt nhất sẽ được lựa chọn cho việc truyền dữ liệu trong đường xuống của hệ thống Massive MIMO.

Một điều dễ nhận thấy rằng trong các đề xuất [9], [46], [47] và [48] là các đề xuất này vẫn còn khá phức tạp do việc lựa chọn ăng-ten trong các đề xuất

này được thực hiện lần lượt từng ăng-ten một. Điều này sẽ rất khó khăn khi số lượng ăng-ten tại BS trong hệ thống Massive MIMO là rất lớn và mất nhiều thời gian trong khi thời gian trễ cho phép trong việc xử lý tín hiệu là giới hạn. Do đó, giảm độ phức tạp cũng như thời gian xử lý cho việc lựa chọn những ăng-ten tốt nhất để truyền dữ liệu đường xuống trong hệ thống Massive MIMO là cần thiết. Đây cũng là một hướng nghiên cứu tiềm năng.

Bên cạnh vấn đề giảm thiểu các bộ cao tần sử dụng phía BS cũng như độ phức tạp trong xử lý tín hiệu. Kỹ thuật tiền mã hóa cũng được quan tâm nghiên cứu trong hệ thống Massive MIMO. Kỹ thuật này được áp dụng cho quá trình truyền dữ liệu đường xuống để đảm bảo hai mục tiêu tại mỗi người dùng:

- Thứ nhất: Chỉ nhận được thành phần tín hiệu mong muốn.
- Thứ hai: Loại bỏ được thành phần nhiễu từ những người dùng lân cận.

Chúng ta thấy rằng, kích thước ma trận kênh truyền từ BS đến tất cả người dùng, cũng như véc-tơ tín hiệu phát là rất lớn. Các kích thước này tăng tuyến tính với số lượng ăng-ten phát và số lượng người dùng. Do đó, các thuật toán tiền mã hóa có độ phức tạp thấp được ưu tiên áp dụng tại phía trạm gốc.

Trong [50], Z. Xiao và Z. Li tiến hành phân tích so sánh, đánh giá các kỹ thuật tiền mã hóa tuyến tính cho đường xuống hệ thống Massive MIMO, đồng thời tác giả cũng phân tích chỉ rõ đường tiệm cận của tỷ số tín hiệu trên tạp âm cộng với nhiễu (SINR: *Signal to Interference plus Noise Ratio*) tại máy thu có phụ thuộc vào tỷ số SNR, mô hình mà tác giả xem xét là mô hình đơn tế bào. Trong tài liệu tham khảo [51], X. Li cùng các cộng sự đã

xem xét tiền mã hóa trong hệ thống đa tế bào (*multi-cell*). So với tiền mã hóa đơn tế bào chỉ sử dụng đến đáp ứng kênh trong hệ thống đơn tế bào. Ở đây, tác giả đề xuất phương pháp tiền mã hóa MMSE có sử dụng đến tất cả các trạng thái kênh truyền từ các tế bào khác. Để đánh giá hiệu suất, tác giả có đề xuất một giải pháp xấp xỉ SINR đường xuống theo quy mô lớn (*large-scale approximation*) cho giải pháp tiền mã hóa MMSE. Tuy nhiên trong [50] và [51] các tác giả thực hiện tiền mã hóa với giả thiết thông tin về trạng thái kênh truyền (CSI) được biết một cách hoàn hảo ở phía BS. Trong tài liệu tham khảo [52], Rahman và Siddiqui đã phân tích hiệu suất của các phương pháp tiền mã hóa tuyến tính trong trường hợp CSI là không hoàn hảo ở cả máy phát và máy thu. Ở đây, tác giả chỉ giả định một phần đáp ứng kênh là không rõ ràng, các thông tin còn thiếu trong ma trận kênh truyền thu được bằng cách sử dụng các tính chất thống kê hay giả sử kênh không có nhiễu. Đồng thời tác giả cũng đề xuất ba giả định để tìm các thành phần còn thiếu trong ma trận kênh và phân tích hiệu suất của các bộ tiền mã hóa. Các kết quả mô phỏng cho thấy rằng, phương pháp tiền mã hóa truyền tỷ lệ cực đại (MRT: *Maximal Ratio Transmission*) tốt hơn trong vùng SNR thấp, và ZF thực hiện tốt hơn trong vùng SNR cao. Tuy nhiên các phân tích của tác giả chỉ dừng lại ở mức giả định, chưa đưa ra được biểu thức tính toán cụ thể để tìm những thành phần còn thiếu trong ma trận kênh truyền. Trong [19], Wang đề xuất thuật toán tiền mã hóa gồm hai thành phần sử dụng các kỹ thuật phân tách LQ và SVD ma trận kênh truyền.

Kết hợp kỹ thuật rút gọn giàn LR và các kỹ thuật tiền mã hóa là một giải pháp hiệu quả để cải thiện phẩm chất BER của hệ thống. Theo hướng nghiên cứu này, trong [13], các tác giả đề xuất kết hợp thuật toán rút gọn

giàn Seysen (SA: *Seysen's algorithm*) với các thuật toán tiền mã hóa tuyến tính cho hệ thống MU-MIMO. Đề xuất của các tác giả cho phép cải thiện đáng kể phẩm chất BER của hệ thống so với các thuật toán tiền mã hóa tuyến tính truyền thống cũng như sự kết hợp giữa thuật toán tiền mã hóa tuyến tính với thuật toán rút gọn giàn Lenstra Lenstra-Lovász (LLL: *Lenstra Lenstra-Lovász algorithm*) trong cùng một kịch bản. Trong [14], Simarro cùng các cộng sự đề xuất bộ tiền mã hóa gồm hai thành phần. Thành phần thứ nhất được thiết kế trên cơ sở thuật toán PINV-BD đề xuất trong [17]. Thành phần ma trận tiền mã hóa thứ 2 được thiết kế trên cơ sở thuật toán tiền mã hóa THP kết hợp với kỹ thuật rút gọn giàn LLL cho từng nhóm. Đề xuất của Simarro cho phép cải thiện đáng kể phẩm chất BER của hệ thống so với các thuật toán ZF và THP truyền thống. Tuy nhiên do áp dụng kỹ thuật tiền mã hóa THP cho từng nhóm và số lượng rất lớn các phép phân tách QR làm cho độ phức tạp của đề xuất tăng lên đáng kể. Trên cơ sở đề xuất trong [20], trong [16] K. Zu cùng các cộng sự đề xuất thuật toán tiền mã hóa có độ phức tạp thấp trên cơ sở các thuật toán tiền mã hóa tuyến tính kết hợp với thuật toán rút gọn giàn LLL cho hệ thống MU-MIMO. Ma trận tiền mã hóa của đề xuất gồm hai thành phần:

- Thành phần thứ nhất được thiết kế trên cơ sở phép phân tách QR ma trận kênh truyền mở rộng để loại bỏ đi các thành phần xuyên nhiễu từ những người dùng lân cận.
- Thành phần ma trận tiền mã hóa thứ 2 được thiết kế trên cơ sở thuật toán tiền mã hóa tuyến tính kết hợp với thuật toán rút gọn giàn LLL nhằm nâng cao phẩm chất BER của hệ thống.

Kết quả mô phỏng cho thấy rằng, các đề xuất trong [16] cho phép cải thiện đáng kể cả hai tiêu chí về độ phức tạp tính toán và phẩm chất BER hệ thống so với đề xuất trong [20]. Tương tự như đề xuất của K. Zu, trong [21] Priya cùng các cộng sự đề xuất thuật toán tiền mã hóa có độ phức tạp thấp trên cơ sở kỹ thuật PCA kết hợp với các thuật toán tiền mã hóa ZF và MMSE. Có thể thấy rằng các đề xuất trong [14], [16], [21] đã được chứng minh là rất hiệu quả cho hệ thống MU-MIMO. Tuy nhiên việc áp dụng các đề xuất này vào hệ thống Massive MIMO đang là một thách thức bởi các nguyên nhân:

- Thứ nhất: Các đề xuất này sẽ trở nên rất phức tạp trong một hệ thống kích thước có thể lên tới hàng trăm ăng-ten như Massive MIMO. Khi đó, số lượng các phép toán QR là rất lớn.
- Thứ hai: Các đề xuất này xem xét hệ thống trong điều kiện thông tin trạng thái kênh truyền CSI tại phía BS là hoàn hảo. Điều này là rất khó xảy ra trong hệ thống Massive MIMO.

Xuất phát từ những yêu cầu thực tế cũng như bối cảnh nghiên cứu trong và ngoài nước. Trong Luận án này, nghiên cứu sinh tập trung vào hai hướng nghiên cứu: 1) Nghiên cứu, đề xuất kỹ thuật lựa chọn ăng-ten phát có độ phức tạp thấp cho hệ thống Massive MIMO; 2) Nghiên cứu, đề xuất các bộ tiền mã hóa với độ phức tạp thấp, phẩm chất BER cao hoạt động trong các điều kiện kênh truyền khác nhau trong hệ thống Massive MIMO.

1.5. Kết luận chương

Trong Chương 1, Luận án trình bày những vấn đề tổng quan về hệ thống Massive MIMO. Quan trọng hơn, trong chương này, những vấn đề còn tồn

tại liên quan đến kỹ thuật lựa chọn ăng-ten phát và kỹ thuật tiền mã hóa của các công trình nghiên cứu đã được trình bày. Những kiến thức cơ bản này sẽ được sử dụng làm cơ sở lý thuyết hỗ trợ cho các vấn đề nghiên cứu, đề xuất được trình bày trong các chương tiếp theo.

Chương 2

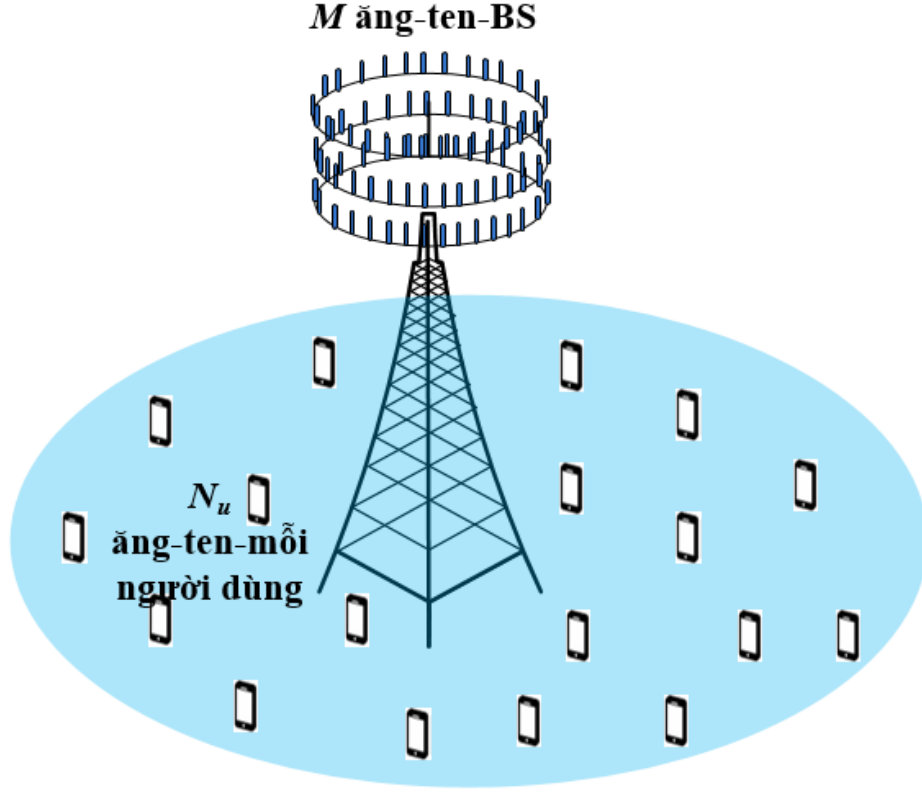
KẾT HỢP KỸ THUẬT LỰA CHỌN ĂNG-TEN PHÁT VÀ KỸ THUẬT TIỀN MÃ HÓA THEO NHÓM CHO HỆ THỐNG MASSIVE MIMO TRONG ĐIỀU KIỆN KÊNH TRUYỀN HOÀN HẢO

Trong Chương 2, Luận án giới thiệu tổng quan về mô hình hệ thống Massive MIMO được xem xét cho những đề xuất. Nội dung tiếp theo sẽ trình bày tóm lược những kiến thức tổng quan nhất về kỹ thuật lựa chọn ăng-ten phát tối ưu, kỹ thuật rút gọn giàn trên cơ sở phần tử (ELR: *Element-based lattice reduction*). Từ những vấn đề đặt ra của các kỹ thuật lựa chọn ăng-ten phát và kỹ thuật tiền mã hóa, các đề xuất kỹ thuật lựa chọn ăng-ten phát và kỹ thuật tiền mã hóa theo nhóm cho hệ thống Massive MIMO hoạt động trong điều kiện kênh truyền hoàn hảo tại phía BS được nghiên cứu sinh trình bày trong chương này. Các kết quả nghiên cứu trong Chương 2 được công bố trong các công trình nghiên cứu số 1 và số 2.

2.1. Mô hình hệ thống

Xem xét mô hình kênh đường xuống hệ thống Massive MIMO song công phân chia theo thời gian được mô tả như Hình 2.1. Trong mô hình này, mỗi BS được trang bị M ăng-ten phát phục vụ đồng thời K người dùng, mỗi người dùng được trang bị N_u ăng-ten thu. Do đó, tổng số ăng-ten thu cho tất cả người dùng được biểu diễn bằng $N_R = KN_u$. Số lượng ăng-ten phát được

lựa chọn tại BS là N_T , trong đó N_T thỏa mãn điều kiện $N_R \leq N_T \leq M$.



Hình 2.1: Mô hình kênh lựa chọn ăng-ten phát đường xuống hệ thống Massive MIMO

Mối quan hệ giữa véc tơ tín hiệu phát $\mathbf{x} \in \mathbb{C}^{N_R \times 1}$ và véc tơ tín hiệu thu $\mathbf{y} \in \mathbb{C}^{N_R \times 1}$ được biểu diễn như sau:

$$\mathbf{y} = \mathbf{H}\mathbf{W}\mathbf{x} + \mathbf{n}. \quad (2.1)$$

Trong đó $\mathbf{H} \in \mathbb{C}^{N_R \times N_T}$ là ma trận kênh truyền từ những ăng-ten phát được lựa chọn tại trạm gốc đến tất cả người dùng. Giả thiết rằng, thông tin về trạng thái kênh truyền được biết một cách hoàn hảo tại phía BS. $\mathbf{n} \in \mathbb{C}^{N_R \times 1}$ là véc-tơ tạp âm tại phía thu, đầu vào là các biến ngẫu nhiên phân bố độc lập đồng nhất, có giá trị trung bình bằng 0 và phương sai bằng σ^2 . $\mathbf{W} \in N_T \times N_R$ là ma trận tiền mã hóa từ những ăng-ten phát được lựa chọn đến tất cả người dùng.

2.2. Kỹ thuật lựa chọn ăng-ten phát tối ưu

Kỹ thuật lựa chọn ăng-ten phát tối ưu được mô tả trong tài liệu [9], thuật toán này lựa chọn ăng-ten phát trên cơ sở phân tích dung lượng kênh truyền. Theo đó, những ăng-ten phát có đóng góp nhiều nhất vào tổng dung lượng kênh sẽ là những ăng-ten phát được lựa chọn.

Trên cơ sở điều kiện ràng buộc trên, ăng-ten phát đầu tiên được lựa chọn trong tập M ăng-ten phát là ăng-ten có dung lượng kênh truyền lớn nhất, được biểu diễn như sau [9]:

$$\begin{aligned}\omega_1 &= \arg \max_{\omega_1} C\{\omega_1\} \\ &= \arg \max_{\omega_1} \log_2 \det \left(\mathbf{I}_{N_R} + \frac{\rho}{N_T} \mathbf{H}_M(:, \omega_1) \mathbf{H}_M^H(:, \omega_1) \right).\end{aligned}\quad (2.2)$$

Trong đó ω_i ($i = 1, 2, \dots, M$) là chỉ số của các cột trong ma trận kênh truyền $\mathbf{H}_M \in \mathbb{C}^{N_R \times M}$. \mathbf{H}_M là ma trận kênh truyền từ M ăng-ten tại BS đến N_R ăng-ten thu phía người dùng, ρ là tỉ số tín hiệu trên nhiễu trung bình tại phía máy thu. $\mathbf{H}_M(:, \omega_i)$ được định nghĩa là cột thứ ω_i trong ma trận kênh \mathbf{H}_M .

Sau khi ăng-ten phát thứ nhất được lựa chọn, thực hiện ghép lần lượt từng ăng-ten còn lại với ăng-ten phát đầu tiên đã được lựa chọn, đồng thời tính dung lượng kênh truyền tương ứng với từng lần ghép. Ăng-ten phát thứ hai được lựa chọn là ăng-ten mà ghép với ăng-ten lựa chọn đầu tiên có dung lượng kênh truyền lớn nhất, được biểu diễn thông qua biểu thức sau [9]:

$$\begin{aligned}\omega_2 &= \arg \max_{\omega_2 \neq \omega_1} C\{\omega_1, \omega_2\} \\ &= \arg \max_{\omega_2 \neq \omega_1} \log_2 \det(\mathbf{A}),\end{aligned}\quad (2.3)$$

trong đó:

$$\mathbf{A} = \mathbf{I}_{N_R} + \frac{\rho}{N_T} \mathbf{H}_M[:, (\omega_1, \omega_2)] \mathbf{H}_M^H[:, (\omega_1, \omega_2)]. \quad (2.4)$$

Quá trình này được lặp lại và kết thúc khi N_T ăng-ten phát được lựa chọn. Thuật toán lựa chọn ăng-ten phát dựa trên phân tích dung lượng kênh truyền cho hiệu suất hệ thống đạt tối ưu, thuật toán này hoàn toàn phù hợp với các hệ thống MIMO hoặc MU-MIMO với số lượng nhỏ các ăng-ten phát tại BS. Tuy nhiên độ phức tạp của thuật toán này là rất lớn và mất nhiều thời gian khi áp dụng vào hệ thống Massive MIMO với số lượng ăng-ten phát tại BS có thể lên đến hàng trăm ăng-ten.

2.3. Kỹ thuật lựa chọn ăng-ten phát theo nhóm trên cơ sở phân tách SVD ma trận kênh truyền

2.3.1. Xây dựng thuật toán

Trong đề xuất này, ma trận kênh $\mathbf{H}_M \in \mathbb{C}^{N_R \times M}$ được phân chia thành G ($G = \lfloor \frac{M}{\delta} \rfloor$) nhóm nhỏ (ma trận kênh con) $\mathbf{H}_M = [\mathbf{H}_1^{GP}, \mathbf{H}_2^{GP}, \dots, \mathbf{H}_G^{GP}]$, $\mathbf{H}_g^{GP} \in \mathbb{C}^{N_R \times \delta}$, ($g = 1, 2, \dots, G$). Trong đó δ là một số nguyên dương lớn hơn 1, δ cũng là kích thước của mỗi nhóm. Nhóm đầu tiên, \mathbf{H}_1^{GP} bao gồm các cột từ cột đầu tiên đến cột thứ δ trong ma trận kênh \mathbf{H}_M ; nhóm thứ hai \mathbf{H}_2^{GP} , bao gồm các cột từ cột thứ $(\delta + 1)$ tới cột thứ 2δ và nhóm cuối cùng \mathbf{H}_G^{GP} , từ cột thứ $(M - \delta)$ tới cột thứ M .

Chúng ta thấy rằng, phép phân tách SVD của một ma trận kênh bất kỳ $\mathbf{H}_r \in \mathbb{C}^{N_R \times N}$ được biểu diễn như sau:

$$\mathbf{H}_r = \mathbf{U}_r \mathbf{D}_r \mathbf{V}_r^H. \quad (2.5)$$

Ở đây \mathbf{D}_r là một ma trận đường chéo, kích thước của \mathbf{D}_r phụ thuộc vào kích thước ma trận \mathbf{H}_r . Trong trường hợp $N_R \leq N$, \mathbf{D}_r có dạng như sau:

$$\mathbf{D}_r = \begin{bmatrix} \lambda_{r,1} & 0 & \dots & 0 & 0 & \dots & 0 \\ 0 & \lambda_{r,2} & \dots & 0 & 0 & \dots & 0 \\ \vdots & \vdots & \ddots & \vdots & \vdots & & \vdots \\ \underbrace{0 \quad \dots \quad 0}_{N_R} & \lambda_{r,N_R} & \underbrace{0 \quad \dots \quad 0}_{N-N_R} \end{bmatrix}. \quad (2.6)$$

Ngược lại, khi $N_R > N$, \mathbf{D}_g được biểu diễn bằng:

$$\mathbf{D}_r = \begin{bmatrix} \left. \begin{array}{ccc} \lambda_{r,1} & 0 & \dots & 0 \\ 0 & \lambda_{r,2} & \dots & 0 \\ \vdots & \vdots & \ddots & \vdots \\ 0 & \dots & 0 & \lambda_{r,N} \end{array} \right\} N \\ \left. \begin{array}{ccc} 0 & \dots & 0 & \dots & 0 \\ \vdots & \dots & \ddots & & \vdots \\ 0 & \dots & 0 & \dots & 0 \end{array} \right\} N_R - N \end{bmatrix}, \quad (2.7)$$

Trong các biểu thức (2.6) và (2.7) thì $\lambda_{r,n}$ được định nghĩa là các giá trị đơn nhất của ma trận \mathbf{D}_r thỏa mãn điều kiện ($\lambda_{r,1} > \lambda_{r,2} > \dots > \lambda_{r,N_R}$ hoặc $\lambda_{r,N}$).

Trên cơ sở phép phân tách SVD ma trận kênh truyền như trên, dung lượng kênh truyền của ma trận \mathbf{H}_r được biểu diễn lại như sau:

$$C_r = \log_2 \left[\det \left(\mathbf{I}_{N_R} + \frac{\rho}{N} \mathbf{H}_r \mathbf{H}_r^H \right) \right]. \quad (2.8)$$

Thành phần $\mathbf{H}_r \mathbf{H}_r^H$ trong biểu thức (2.8) được tính bằng:

$$\begin{aligned} \mathbf{H}_r \mathbf{H}_r^H &= \mathbf{U}_r \mathbf{D}_r \mathbf{V}_r^H (\mathbf{U}_r \mathbf{D}_r \mathbf{V}_r^H)^H \\ &= \mathbf{U}_r \mathbf{D}_r \mathbf{V}_r^H \mathbf{V}_r \mathbf{D}_r^H \mathbf{U}_r^H \\ &= \mathbf{U}_r |\mathbf{D}_r|^2 \mathbf{U}_r^H. \end{aligned} \quad (2.9)$$

Thay (2.9) vào (2.8) ta có:

$$\begin{aligned}
C_r &= \log_2 \left[\det \left(\mathbf{U}_r \mathbf{I}_{N_R} \mathbf{U}_r^H + \frac{\rho}{N} \mathbf{U}_r |\mathbf{D}_r|^2 \mathbf{U}_r^H \right) \right] \\
&= \log_2 \left[\det \left(\mathbf{U}_r \left(\mathbf{I}_{N_R} + \frac{\rho}{N} |\mathbf{D}_r|^2 \right) \mathbf{U}_r^H \right) \right] \\
&= \log_2 \left[\det(\mathbf{U}_r) \det(\mathbf{U}_r^H) \det \left(\mathbf{I}_{N_R} + \frac{\rho}{N} |\mathbf{D}_r|^2 \right) \right]. \tag{2.10}
\end{aligned}$$

Vì $\det(\mathbf{U}_r) \det(\mathbf{U}_r^H) = 1$ nên:

$$C_r = \log_2 \left[\det \left(\mathbf{I}_{N_R} + \frac{\rho}{N} |\mathbf{D}_r|^2 \right) \right]. \tag{2.11}$$

Từ biểu thức (2.11) ta có:

$$\begin{aligned}
\det \left(\mathbf{I}_{N_R} + \frac{\rho}{N} |\mathbf{D}_r|^2 \right) &= \left(1 + \frac{\rho}{N} \lambda_{r,1}^2 \right) \left(1 + \frac{\rho}{N} \lambda_{r,2}^2 \right) \dots \left(1 + \frac{\rho}{N} \lambda_{r,n}^2 \right) \\
&= \prod_{n=1}^{\min(N_R, N)} \left(1 + \frac{\rho}{N} \lambda_{r,n}^2 \right). \tag{2.12}
\end{aligned}$$

Suy ra:

$$\begin{aligned}
C_r &= \log_2 \left[\det \left(\mathbf{I}_{N_R} + \frac{\rho}{N} |\mathbf{D}_g|^2 \right) \right] \\
&= \log_2 \left[\prod_{n=1}^{\min(N_R, N)} \left(1 + \frac{\rho}{N} \lambda_{r,n}^2 \right) \right]. \tag{2.13}
\end{aligned}$$

Khai triển biểu thức (2.13) ta được:

$$\begin{aligned}
C_r &= \log_2 \left(1 + \frac{\rho}{N} \lambda_{r,1}^2 \right) + \log_2 \left(1 + \frac{\rho}{N} \lambda_{r,2}^2 \right) + \dots + \log_2 \left(1 + \frac{\rho}{N} \lambda_{r,n}^2 \right) \\
&= \sum_{n=1}^{\min(N_R, N)} \log_2 \left(1 + \frac{\rho}{N} \lambda_{r,n}^2 \right). \tag{2.14}
\end{aligned}$$

Chúng ta dễ dàng thấy rằng, dung lượng kênh truyền cho một ma trận kênh bất kỳ \mathbf{H}_r hoàn toàn phụ thuộc vào các thành phần trên đường chéo của ma trận \mathbf{D}_r

Trên cơ sở dung lượng kênh truyền được tính toán thông qua biểu thức (2.14), trong đề xuất lựa chọn ăng-ten phát của Luận án, nhóm ăng-ten phát

đầu tiên trong G nhóm ăng-ten phát được lựa chọn là nhóm ăng-ten có dung lượng kênh truyền lớn nhất, được biểu diễn như sau:

$$g_1 = \operatorname{argmax}_g C_g = \operatorname{argmax}_g \sum_{n=1}^{\delta} \log \left(1 + \frac{\rho}{N_T} \lambda_{g,n}^2 \right). \quad (2.15)$$

Sau khi nhóm ăng-ten thứ nhất được lựa chọn, nhóm ăng-ten thứ hai trong $(G - 1)$ nhóm còn lại được lựa chọn qua các bước như sau:

- Kết hợp lần lượt từng nhóm trong $(G - 1)$ nhóm còn lại với nhóm ăng-ten phát đã được lựa chọn để tạo ra ma trận kênh mới $\mathbf{H}_{[g_1, g]}^{GP} = [\mathbf{H}_{g_1}^{GP} \mathbf{H}_g^{GP}]$, $\mathbf{H}_{[g_1, g]}^{GP} \in \mathbb{C}^{N_R \times 2\delta}$, $g = 1, 2 \dots G - 1$;
- Tính dung lượng kênh truyền $C_{[g_1, g]}$ tương ứng với $\mathbf{H}_{[g_1, g]}^{GP}$;
- Nhóm ăng-ten thứ hai được lựa chọn tương ứng với dung lượng kênh $C_{[g_1, g]}$ lớn nhất:

$$g_2 = \operatorname{argmax}_g C_{[g_1, g]} = \operatorname{argmax}_g \sum_{n=1}^{2\delta} \log \left(1 + \frac{\rho}{N_T} \lambda_{[g_1, g], n}^2 \right). \quad (2.16)$$

Quá trình này được lặp lại và kết thúc khi N_T ăng-ten phát được lựa chọn. Thuật toán đề xuất này được mô tả tóm tắt trong **Bảng 2.1**.

2.3.2. Phân tích độ phức tạp tính toán

Trong phần này, Luận án thực hiện phân tích độ phức tạp tính toán của thuật toán đề xuất và so sánh với thuật toán lựa chọn ăng-ten phát tối ưu [9]. Độ phức tạp tính toán được tính bằng số lượng hoạt động dấu phẩy động (flops: *floating point operations*). Chúng ta giả thiết rằng, mỗi phép cộng, trừ, nhân, chia số thực tương đương với 1 flops. Mỗi phép nhân, phép chia số phức tương đương với 6 và 11 flops. Theo tài liệu tham khảo [55], mỗi phép tính định thức ma trận phức vuông kích thước $n \times n$ cần $\frac{2}{3}n^3$ flops. Cũng theo

Bảng 2.1: Thuật toán lựa chọn ăng-ten phát theo nhóm trên cơ sở phân tách SVD kênh truyền.

(1)	Đầu vào: $N_T, M, \delta, \mathbf{H}_M$.
(2)	Tính toán: $G = \lfloor \frac{M}{\delta} \rfloor$, $Q = \lfloor \frac{N_T}{\delta} \rfloor$; thiết lập $g = 1$, $q = 1$, và $\mathbf{A}_q = \emptyset$.
(3)	Tính toán véc tơ của các chỉ số cột: $\mathbf{i} = (g-1)\delta + 1 : g\delta$ và tạo ra $\mathbf{H}_g^{GP} = [\mathbf{A}_q \quad \mathbf{H}_M(:, \mathbf{i})]$.
(4)	Tính SVD của \mathbf{H}_g^{GP} : $[\mathbf{U} \quad \mathbf{D} \quad \mathbf{V}^H] = \text{svd}(\mathbf{H}_g^{GP})$.
(5)	Tính dung lượng kênh C_g : $C_g = \sum_{n=1}^{q\delta} \log(1 + \frac{\rho}{N_T} \lambda_{g,n}^2)$.
(6)	Thiết lập: $g = g + 1$, nếu $g \leq G$, sau đó quay về bước 3.
(7)	Xác định nhóm thứ q với dung lượng kênh lớn nhất: $g_q = \arg \max_g C_g$.
(8)	Xác định $\mathbf{A}_q = \mathbf{H}_{g_q}^{GP}$; loại bỏ các cột $(g_q-1)\delta + 1 : g_q\delta$ từ ma trận kênh \mathbf{H}_M ; và thiết lập $G = G - 1$.
(9)	Thiết lập: $q = q + 1$, nếu $q \leq Q$, sau đó thiết lập $g = 1$ và quay về bước 3.
(10)	Xác định $\mathbf{H} = \mathbf{A}_q$ và đầu ra: $\mathbf{H} \in \mathbb{C}^{N_R \times N_T}$

tài liệu tham khảo [55], mỗi phép toán SVD một ma trận phức kích thước $m \times n$ cần $(4n^2m + 8nm^2 + 9m^3)$ flops với $m < n$ và $(4m^2n + 8mn^2 + 9n^3)$ flops khi $m \geq n$. Trên cơ sở những giả thiết trên, độ phức tạp tính toán của thuật toán lựa chọn ăng-ten phát tối ưu và thuật toán lựa chọn ăng-ten phát đề xuất được tính toán như sau:

2.3.2.1. Độ phức tạp tính toán của thuật toán lựa chọn ăng-ten phát tối ưu

Số flops trong lần chọn ăng-ten phát đầu tiên trong tập M ăng-ten phát được tính bằng:

$$F_1 = M \left(\frac{2}{3} N_R^3 + 11 N_R^2 + 2 \right) \quad (flops). \quad (2.17)$$

Biểu thức (2.17) được tính chi tiết trong phần **Phụ lục**. Số flops cần thiết để chọn ăng-ten phát thứ hai trong tập $(M-1)$ phần tử ăng-ten phát còn

lại được biểu diễn như sau:

$$F_2 = (M - 1) \left(\frac{2}{3} N_R^3 + 19 N_R^2 + 2 \right) \quad (flops). \quad (2.18)$$

Tương tự như trên, số flops cần thiết để tìm ăng-ten phát thứ N_T được tính bằng:

$$F_M = (M - N_T + 1) \left(\frac{2}{3} N_R^3 + 8 N_T N_R^2 + 3 N_R^2 + 2 \right) \quad (flops). \quad (2.19)$$

Từ những phân tích trên, tổng số flops cần thiết cho thuật toán lựa chọn ăng-ten phát tối ưu được biểu diễn bằng:

$$\begin{aligned} F_O &= \sum_{n=1}^{N_T} F_n \\ &= \sum_{n=1}^{N_T} (M - n + 1) \left(\frac{2}{3} N_R^3 + 8 n N_R^2 + 3 N_R^2 + 2 \right) \quad (flops) \quad (2.20) \\ &\sim \mathcal{O}(M N_R^3). \end{aligned}$$

2.3.2.2. Phân tích độ phức tạp tính toán của thuật toán lựa chọn ăng-ten phát theo nhóm trên cơ sở phân tách SVD ma trận kênh truyền

Trong thuật toán đề xuất, số flops cần thiết để lựa chọn nhóm ăng-ten phát đầu tiên trong G nhóm được biểu diễn bằng:

$$P_1 = G[(4N_R^2\delta + 8N_R\delta^2 + 9\delta^3) + (6\delta + 1)] \quad (flops), \quad (2.21)$$

Biểu thức (2.21) được tính chi tiết trong phần **Phụ lục**. Số flops để tìm nhóm ăng-ten phát thứ hai trong tập $(G - 1)$ nhóm ăng-ten phát còn lại được cho bởi:

$$P_2 = (G - 1)[\{4N_R^2\delta + 8N_R(2\delta)^2 + 9(2\delta)^3\} + (10\delta + 1)] \quad (flops). \quad (2.22)$$

Tương tự, số flops trong lần chọn thứ $(\frac{N_R}{\delta})$ để đảm bảo rằng số lượng

ăng-ten phát bằng số ăng-ten thu ($\mathbf{H} \in \mathbb{C}^{N_R \times N_R}$) được tính toán như sau:

$$P_{N_R/\delta} = \left(G - \frac{N_R}{\delta} + 1 \right) [(4N_R^2 N_R + 8N_R N_R^2 + 9N_R^3) + (6N_R - 1)] \text{ (flops)}. \quad (2.23)$$

Do đó, trong trường hợp $N_T = N_R$, tổng số flops cần thiết để tìm \mathbf{H} được tính bằng:

$$\sum_{n=1}^Q (G - n + 1) [\{4N_R^2 \delta n + 8N_R (\delta n)^2 + 9(\delta n)^3\} + 6\delta n - 1] \text{ (flops)}, \quad (2.24)$$

trong đó $Q = \frac{N_T}{\delta} = \frac{N_R}{\delta}$. Trong trường hợp $N_T > N_R$, số flops để tìm nhóm ăng-ten phát tiếp theo trong lần chọn thứ $(\frac{N_R}{\delta} + 1)$ là:

$$P_{(N_R/\delta)+1} = \left(G - \frac{N_R}{\delta} \right) [4(N_R + \delta)^2 N_R + 8(N_R + \delta) N_R^2 + 9N_R^3 + 6N_R - 1] \text{ (flops)}. \quad (2.25)$$

Tương tự, số flops trong lần chọn thứ Q , ở đây ($Q = \frac{N_T}{\delta}$), để tìm nhóm ăng-ten phát cuối cùng trong $G - Q + 1$ nhóm còn lại được biểu diễn:

$$P_M = (G - Q + 1) [4M^2 N_R + 8M N_R^2 + 9N_R^3 + 6N_R - 1] \text{ (flops)}. \quad (2.26)$$

Chúng ta có thể dễ dàng thấy rằng, tổng số flops từ lần chọn thứ $(\frac{N_R}{\delta} + 1)$ đến lần chọn thứ Q được tính bằng:

$$\sum_{k=\frac{N_R}{\delta}+1}^Q (L - k + 1) [\{4(\delta k)^2 N_R + 8(\delta k) N_R^2 + 9N_R^3\} + 6N_R - 1] \text{ (flops)}. \quad (2.27)$$

Do đó, độ phức tạp tính toán của thuật toán lựa chọn ăng-ten phát đề

xuất P_{pro} trong trường hợp $N_T > N_R$ được cho bởi biểu thức (2.28):

$$\begin{aligned}
P_{pro} &= \sum_{n=1}^{N_R/\delta} (G - n + 1) [\{4N_R^2 \delta n + 8N_R(\delta n)^2 + 9(\delta n)^3\} + 6\delta n - 1] \\
&+ \sum_{k=\frac{N_R}{\delta}+1}^Q (G - k + 1) [\{4(\delta k)^2 N_R + 8(\delta k)N_R^2 + 9N_R^3\} + 6N_R - 1] \\
&\sim \mathcal{O}(N_R^3)
\end{aligned} \tag{2.28}$$

Độ phức tạp của thuật toán đề xuất và thuật toán lựa chọn ăng-ten phát tối ưu, được tóm tắt trong **Bảng 2.2**.

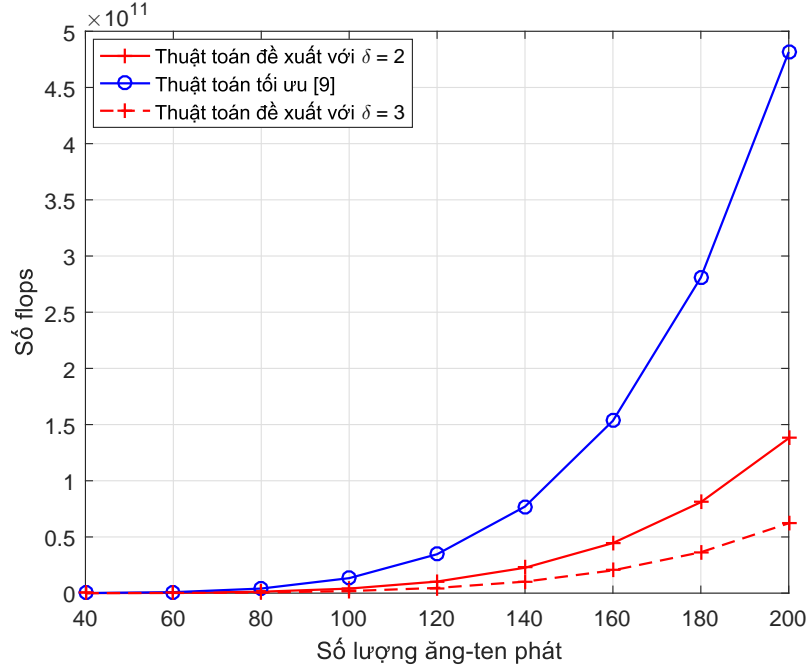
Bảng 2.2: So sánh độ phức tạp tính toán của thuật toán tối ưu và thuật toán đề xuất

Thuật toán	Độ phức tạp tính toán (flops)	Bậc phức tạp
Thuật toán tối ưu	$\sum_{n=1}^{N_T} (M - n + 1) (\frac{2}{3}N_R^3 + 8nN_R^2 + 3N_R^2 + 2)$	$\mathcal{O}(MN_R^3)$
Thuật toán đề xuất với $N_T = N_R$	$\sum_{n=1}^Q (G - n + 1) [\{4N_R^2 \delta n + 8N_R(\delta n)^2 + 9(\delta n)^3\} + 6\delta n - 1]$	$\mathcal{O}(N_R^3)$
Thuật toán đề xuất với $N_T > N_R$	$\sum_{n=1}^{N_R/\delta} (G - n + 1) [\{4N_R^2 \delta n + 8N_R(\delta n)^2 + 9(\delta n)^3\} + 6\delta n - 1]$ $+ \sum_{k=\frac{N_R}{\delta}+1}^Q (G - k + 1) [\{4(\delta k)^2 N_R + 8(\delta k)N_R^2 + 9N_R^3\} + 6N_R - 1]$	$\mathcal{O}(N_R^3)$

2.3.3. Kết quả mô phỏng

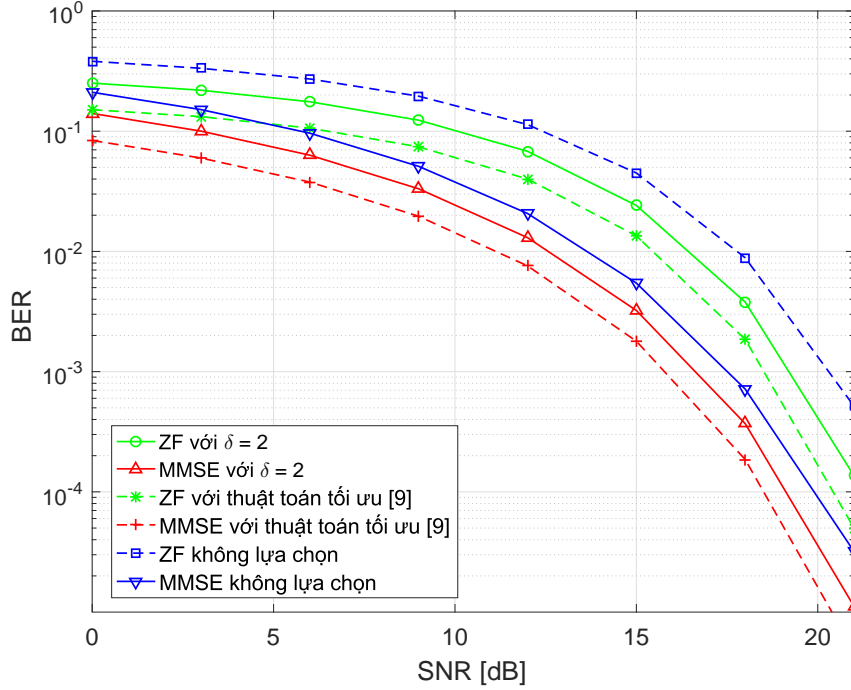
Trong tiểu mục này, Luận án thực hiện mô phỏng đánh giá phẩm chất BER của hệ thống Massive MIMO khi áp dụng các kỹ thuật tiền mã hóa tuyến tính ZF và MMSE trên những ăng-ten phát được lựa chọn bằng thuật

toán đề xuất và thuật toán tối ưu. Bên cạnh đó độ phức tạp của thuật toán lựa chọn ăng-ten đề xuất và thuật toán tối ưu cũng được so sánh, đánh giá trong tiểu mục này.



Hình 2.2: So sánh độ phức tạp tính toán của thuật toán lựa chọn ăng-ten phát đề xuất (với $\delta = 2$ và $\delta = 3$) và thuật toán lựa chọn ăng-ten phát tối ưu

Hình 2.2 biểu diễn độ phức tạp tính toán của thuật toán lựa chọn ăng-ten phát đề xuất và thuật toán lựa chọn ăng-ten phát tối ưu. Trong kịch bản này, M thay đổi từ 40 đến 200 ăng-ten phát. Các tham số khác gồm: $N_T = M - 5$, $N_u = 1$ và $K = \frac{N_T - 5}{N_u}$. Kết quả thể hiện trong Hình 2.2 cho thấy rằng, độ phức tạp tính toán của thuật toán đề xuất thấp hơn rất nhiều so với thuật toán lựa chọn ăng-ten phát tối ưu, đặc biệt là khi số lượng ăng-ten phát tăng lên. Cụ thể, khi $\delta = 2$, $M = 120, 140$ và 160 ăng ten, độ phức tạp của thuật toán đề xuất xấp xỉ bằng 30,2%, 29,7% và 29,3% so với thuật toán tối ưu. Khi $\delta = 3$ độ phức tạp thuật toán đề xuất giảm hơn 50% so với trường hợp $\delta = 2$ và bằng 13,6%, 13,5% and 13,3% so với thuật toán tối ưu với $M =$

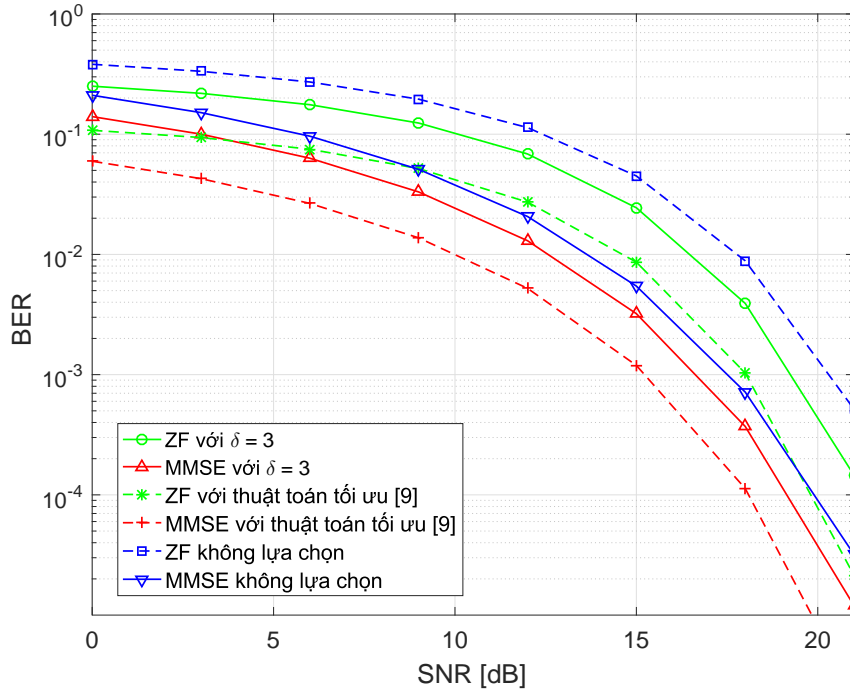


Hình 2.3: Phẩm chất BER của hệ thống với $\delta = 2$, $M = 70$, $N_T = 66$, $K = 60$, $N_u = 1$

120, 140 và 160 ăng-ten phát tương ứng.

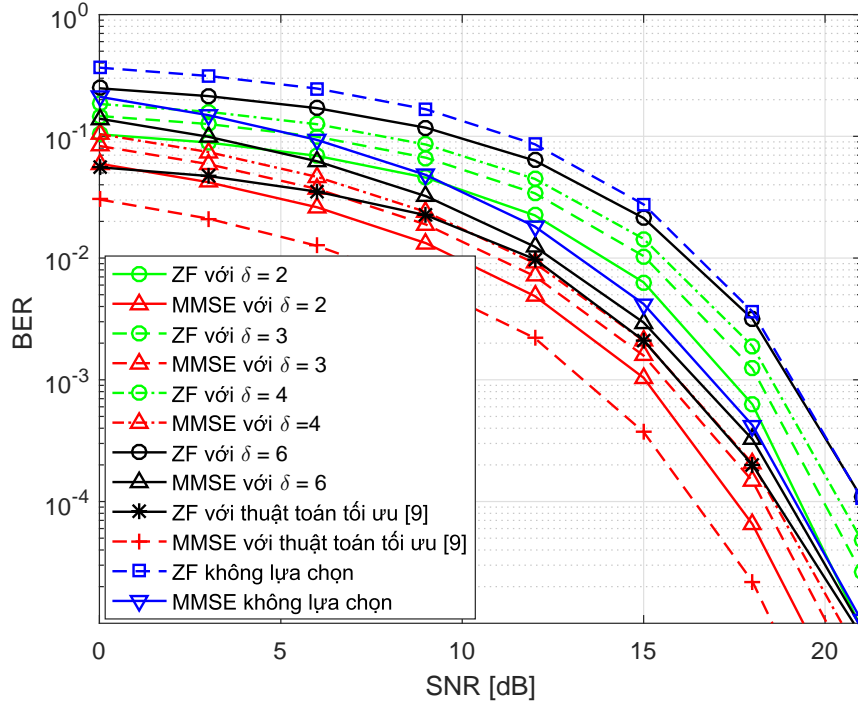
Hình 2.3 tới Hình 2.5 thể hiện phẩm chất BER của hệ thống khi các bộ tiền mã hóa tuyến tính ZF và MMSE được áp dụng. Kênh truyền từ BS đến tất cả người dùng trong các kịch bản mô phỏng là kênh pha đình Rayleigh cận tĩnh, ít biến đổi trong khoảng thời gian 200 symbol. Tín hiệu được điều chế 4QAM. Trong Hình. 2.3 thực hiện mô phỏng với các tham số $M = 70$, $\delta = 2$, $N_T = 66$ và $K = 60$ người dùng đơn ăng-ten. Kết quả mô phỏng cho thấy rằng, phẩm chất BER của bộ tiền mã hóa MMSE luôn tốt hơn ZF trong cùng một cấu hình hệ thống. Bên cạnh đó, với cùng một bộ tiền mã hóa trên các ăng-ten phát được lựa chọn, tại $\text{BER} = 10^{-3}$, thuật toán đề xuất bị suy giảm hiệu suất khoảng 0.7dB trong SNR so với thuật toán tối ưu.

Hình 2.4 và Hình 2.5 thực hiện thay đổi các giá trị của M và δ , các tham



Hình 2.4: Phẩm chất BER của hệ thống với $\delta = 3$, $M = 72$, $N_T = 66$, $K = 60$, $N_u = 1$

số mô phỏng khác không thay đổi. Kết quả mô phỏng trong Hình 2.4 cho thấy rằng, với cùng một bộ tiền mã hóa, khoảng cách giữa các đường cong BER của thuật toán đề xuất và thuật toán tối ưu tăng lên. Cụ thể, tại BER = 10^{-3} thuật toán đề xuất bị suy giảm khoảng 1.2dB trong SNR so với thuật toán tối ưu. Kết quả mô phỏng trong Hình 2.5 cho thấy rằng, khi $\delta = 6$, khoảng cách đường cong BER của thuật toán đề xuất càng xa hơn với thuật toán tối ưu và gần tiệm cận với đường cong BER trong trường hợp không lựa chọn ăng-ten phát. Trong trường hợp này, thuật toán đề xuất hoạt động dần kém hiệu quả. Các kết quả mô phỏng từ Hình 2.2 đến Hình 2.5 cũng cho thấy rằng, khi tăng kích thước của mỗi nhóm (δ tăng lên) dẫn tới độ phức tạp của thuật toán đề xuất giảm xuống. Tuy nhiên, điều này phải trả giá bằng sự suy giảm về phẩm chất BER của hệ thống. Để cân bằng giữa độ phức tạp



Hình 2.5: Phẩm chất BER của hệ thống với $\delta = 2, 3, 4, 6$, $M = 72$, $N_T = 60$, $K = 54$, $N_u = 1$

và phẩm chất của hệ thống chúng ta nên lựa chọn δ trong khoảng $[2 - 5]$.

Bằng việc phân chia ma trận kênh truyền thành các nhóm nhỏ, kỹ thuật lựa chọn ăng-ten phát theo nhóm trên cơ sở phân tách SVD các nhóm ma trận kênh cho phép giảm đáng kể độ phức tạp so với thuật toán tối ưu. Độ phức tạp tính toán của thuật toán đề xuất tiếp tục giảm khi kích thước của mỗi nhóm tăng lên. Tuy nhiên, sự trả giá của độ phức tạp đó là phẩm chất BER của hệ thống sẽ bị suy giảm khi kích thước nhóm tăng lên.

2.4. Thuật toán lựa chọn ăng-ten phát hỗ trợ tiền mã hóa tuyến tính theo nhóm trong hệ thống Massive MIMO

Trong tiểu mục này, Luận án đề xuất bộ tiền mã hóa theo nhóm làm việc trên những ăng-ten phát đã lựa chọn bằng kỹ thuật lựa chọn ăng-ten phát theo nhóm (TA-GS: *Transmit antenna group selection*) trên cơ sở phân tích

dung lượng kênh truyền trong hệ thống Massive MIMO song công phân chia theo thời gian. Bộ tiền mã hóa đề xuất có độ phức tạp thấp, được phát triển dựa trên các bộ tiền mã hóa tuyến tính thông thường kết hợp với kỹ thuật rút gọn giàn.

2.4.1. Tổng quan về kỹ thuật rút gọn giàn ELR và kỹ thuật tiền mã hóa LC-RBD-LR-ZF

2.4.1.1. Kỹ thuật rút gọn giàn ELR

Kỹ thuật rút gọn giàn trên cơ sở phần tử ELR được đề xuất bởi Qi Zhou và Xiaoli Ma trong [56]. Thuật toán này thực hiện tối thiểu các phần tử trên đường chéo chính của ma trận hiệp phương sai lỗi [56]:

$$\tilde{\mathbf{C}} = (\mathbf{H}^H \mathbf{H})^{-1}, \quad (2.29)$$

trong đó $\mathbf{H} \in \mathbb{C}^{N_A \times N_B}$ là một ma trận kênh bất kỳ. Lưu ý rằng ma trận kênh truyền để có thể áp dụng được thuật toán LR phải thỏa mãn điều kiện $N_A \geq N_B$, với N_A và N_B tương ứng là số hàng và số cột của ma trận \mathbf{H} bất kỳ. Như đã chỉ ra trong [56], thuật toán ELR cho phẩm chất BER tốt hơn các thuật toán rút gọn giàn truyền thống LLL và SA trong cùng kịch bản. Hơn nữa, độ phức tạp tính toán của thuật toán ELR thấp hơn đáng kể so với các thuật toán LLL và SA. Do đó, thuật toán ELR là một ứng viên phù hợp cho các hệ thống MIMO kích thước lớn.

Thuật toán ELR gồm hai phiên bản đó là: 1) Tối thiểu cơ sở dài nhất rút gọn giàn trên cơ sở phần tử ELR-SLB; 2) Tối thiểu véc-tơ dài nhất rút gọn giàn trên cơ sở phần tử ELR-SLV. Trong đó, thuật toán ELR-SLB thực hiện tối thiểu tất cả các phần tử trên đường chéo của $\tilde{\mathbf{C}}$, thuật toán này kết thúc khi tất cả các phần tử trên đường chéo của $\tilde{\mathbf{C}}$ không thể giảm được nữa.

Ngược lại, thuật toán ELR-SLV lựa chọn phần tử lớn nhất trên đường chéo để tối thiểu. Thuật toán kết thúc khi phần tử lớn nhất trên đường chéo của $\tilde{\mathbf{C}}$ không thể rút gọn được nữa. Để cân bằng giữa độ phức tạp tính toán và hiệu năng của hệ thống, trong đề xuất tiếp theo, luận án áp dụng kỹ thuật ELR-SLV như một phần của bộ tiền mã hóa đề xuất. Thuật toán rút gọn giàn ELR được tóm tắt trong **Bảng 2.3**.

Bảng 2.3: Thuật toán rút gọn giàn ELR.

(1)	Đầu vào: $\mathbf{H} \in \mathbb{C}^{N_A \times N_B}$.
(2)	Tính: $\tilde{\mathbf{C}} = (\mathbf{H}^H \mathbf{H})^{-1}$ và thiết lập $\mathbf{T}' = \mathbf{I}_{N_B}$.
(3)	Do:
(4)	a): Tìm $\tilde{\mathbf{C}}_{k,k}$ lớn nhất trong N_B giá trị của $\tilde{\mathbf{C}}$ cho ELR-SLV b): Tìm $\tilde{\mathbf{C}}_{k,k}$ lớn nhất của $\tilde{\mathbf{C}}$ có thể rút gọn cho ELR-SLB.
(5)	Tính: $\lambda_{i,k} = - \left \frac{\tilde{\mathbf{C}}_{i,k}}{\tilde{\mathbf{C}}_{i,i}} \right , \forall i \neq k$.
(6)	Tính: $\Delta_{i,k} = - \lambda_{i,k} ^2 \tilde{\mathbf{C}}_{i,i} - \lambda_{i,k}^* \tilde{\mathbf{C}}_{i,k} - \lambda_{i,k} \tilde{\mathbf{C}}_{i,k}^*$ và chọn chỉ số $i = \arg \max_{i=1:N_B, i \neq k} \Delta_{i,k}$.
	If:
(7)	a): $\max_{i=1:N_B, i \neq k} \Delta_{i,k} = 0$ thực hiện bước 12 cho ELR-SLV b): $\Delta_{i,k} = 0 \forall i, k = 1 : N_B$ thực hiện bước 12 cho ELR-SLB .
(8)	$\mathbf{T}'_k = \mathbf{T}'_k + \lambda_{i,k} \mathbf{T}'_i$ % \mathbf{T}'_k là cột thứ k của \mathbf{T}'
(9)	$\tilde{\mathbf{C}}_k = \tilde{\mathbf{C}}_k + \lambda_{i,k} \tilde{\mathbf{C}}_i$ % $\tilde{\mathbf{C}}_k$ là cột thứ k của $\tilde{\mathbf{C}}$
(10)	$\tilde{\mathbf{C}}^k = \tilde{\mathbf{C}}^k + \lambda_{i,k}^* \tilde{\mathbf{C}}^i$ % $\tilde{\mathbf{C}}^k$ là hàng thứ k của $\tilde{\mathbf{C}}$
(11)	While (true):
(12)	Đầu ra: $\mathbf{T} = (\mathbf{T}'^{-1})^H$ và $\mathbf{H}^{LR} = \mathbf{HT}$.

2.4.1.2. Thuật toán tiền mã hóa LC-RBD-LR-ZF

Thuật toán tiền mã hóa trên cơ sở kỹ thuật rút gọn giàn độ phức tạp thấp hỗ trợ tiền mã hóa BD sử dụng ZF (LC-RBD-LR-ZF: *Low-complexity Lattice Reduction-aided regularized Block Diagonalization using Zero Forcing precoding*) được đề xuất áp dụng cho hệ thống MU-MIMO [16]. Ma trận kênh

truyền từ BS đến tất cả các người dùng là $\mathbf{H} = [(\mathbf{H}_1)^T (\mathbf{H}_2)^T \dots (\mathbf{H}_K)^T]^T \in \mathbb{C}^{N_R \times N_T}$. Theo đó, ma trận tiền mã hóa được biểu diễn như sau [16]:

$$\mathbf{W} = \mathbf{W}^a \mathbf{W}^b, \quad (2.30)$$

trong đó $\mathbf{W}^a = [\mathbf{W}_1^a, \mathbf{W}_2^a, \dots, \mathbf{W}_K^a] \in \mathbb{C}^{N_T \times KN_T}$. \mathbf{W}_u^a ($u = 1, 2, \dots, K$) là ma trận tiền mã hóa cho người dùng thứ u và được tạo ra bằng cách áp dụng kỹ thuật phân tách QR ma trận kênh $\bar{\mathbf{H}}_u = \{\rho \mathbf{I}_{\bar{N}_u}, \tilde{\mathbf{H}}_u\}$, với $\tilde{\mathbf{H}}_u = [(\mathbf{H}_1)^T (\mathbf{H}_2)^T \dots (\mathbf{H}_{u-1})^T (\mathbf{H}_{u+1})^T \dots (\mathbf{H}_K)^T]^T$ thu được bằng cách loại bỏ các hàng $(\mathbf{H}_u)^T$ trong ma trận kênh truyền \mathbf{H} . $\rho = \sqrt{\frac{N_R \sigma^2}{E_s}}$; $\bar{N}_u = N_R - N_u$ và E_s là năng lượng của mỗi symbol phát.

Phân tách QR trên ma trận $\bar{\mathbf{H}}_u^H$ được biểu diễn như sau:

$$\bar{\mathbf{H}}_u^H = \mathbf{Q}_u \mathbf{R}_u. \quad (2.31)$$

Ma trận tiền mã hóa \mathbf{W}_u^a cho người dùng thứ u thu được bằng cách:

$$\mathbf{W}_u^a = \mathbf{Q}_u (\bar{N}_u + 1 : \bar{N}_u + N_T, \bar{N}_u + 1 : \bar{N}_u + N_T). \quad (2.32)$$

Sau khi tạo ra ma trận \mathbf{W}_u^a , ma trận kênh hiệu quả cho người dùng thứ u được tính như sau:

$$\hat{\mathbf{H}}_u = \mathbf{H}_u \mathbf{W}_u^a, \quad (2.33)$$

Thực hiện chuyển đổi $\hat{\mathbf{H}}_u$ sang miền LR bằng cách sử dụng thuật toán LLL trong [57] như sau:

$$\hat{\mathbf{H}}_u^{LR} = \mathbf{U}_u^T \hat{\mathbf{H}}_u, \quad (2.34)$$

trong đó \mathbf{U}_u^T là ma trận đơn (*unimodular*) với các phần tử là các số nguyên thỏa mãn $\det |\mathbf{U}_u^T| = 1$; $\hat{\mathbf{H}}_u^{LR}$ là ma trận kênh trong miền LR cùng kích thước với $\hat{\mathbf{H}}_u$.

Ma trận tiền mã hóa \mathbf{W}_u^b cho người dùng thứ u được tạo ra bằng cách sử dụng thuật toán ZF trên ma trận kênh $\hat{\mathbf{H}}_u^{LR}$. Cuối cùng, ma trận tiền mã hóa \mathbf{W}^b cho tất cả các người dùng được biểu diễn bằng:

$$\mathbf{W}^b = \begin{bmatrix} \mathbf{W}_1^b & 0 & \cdots & 0 \\ 0 & \mathbf{W}_2^b & \cdots & 0 \\ \vdots & \vdots & \ddots & \vdots \\ 0 & 0 & & \mathbf{W}_K^b \end{bmatrix} \in \mathbb{C}^{KN_T \times N_R}. \quad (2.35)$$

Có thể thấy rằng, bộ tiền mã hóa LC-RBD-LR-ZF liên quan đến rất nhiều hoạt động phân tách QR. Bên cạnh đó, kích thước của các ma trận tiền mã hóa tăng tuyến tính với số lượng các ăng-ten phát tại phía BS và số lượng người dùng. Bộ tiền mã hóa này đã được chứng minh hoạt động rất hiệu quả trong các hệ thống MU-MIMO (với số lượng ăng-ten phát và số lượng người dùng không nhiều). Tuy nhiên, với các hệ thống có số lượng rất lớn ăng-ten phát và người dùng như Massive MIMO, độ phức tạp của thuật toán này sẽ trở nên rất phức tạp và rất khó có thể áp dụng.

2.4.2. Lựa chọn ăng-ten phát theo nhóm bằng cách tính định thức ma trận

Một điều dễ dàng nhận thấy rằng, độ phức tạp tính toán của thuật toán lựa chọn ăng-ten phát theo nhóm trên cơ sở phân tách SVD ma trận kênh truyền đề xuất trong mục 2.3 phụ thuộc chủ yếu vào số flops cho các phép tính phân tách SVD ma trận kênh truyền. Để giải quyết vấn đề này, thuật toán lựa chọn ăng-ten phát theo nhóm trên cơ sở phép tính định thức ma trận được đề xuất. Trong đề xuất này, việc chia nhóm được thực hiện tương tự như trong đề xuất ở mục 2.3. Ma trận kênh truyền từ BS đến tất cả các

người dùng được biểu diễn lại như sau:

$$\mathbf{H}_M = [\mathbf{H}_1^{GP}, \mathbf{H}_2^{GP}, \dots, \mathbf{H}_G^{GP}]. \quad (2.36)$$

trong đó \mathbf{H}_g^{GP} ($g = 1, 2, \dots, G$) được định nghĩa là các ma trận kênh con của ma trận kênh truyền \mathbf{H}_M . \mathbf{H}_M được phân chia tương tự như trong mục 2.3. Theo đó, nhóm ăng-ten đầu tiên được lựa chọn là nhóm ăng-ten có dung lượng kênh truyền lớn nhất trong G nhóm:

$$\begin{aligned} g_1 &= \arg \max_{g \in (1, \dots, G)} C\{g\} \\ &= \arg \max_{g \in (1, \dots, G)} \log_2 \det \left[\mathbf{I}_{N_R} + \frac{\rho}{N_T} \mathbf{H}_g^{GP} (\mathbf{H}_g^{GP})^H \right], \end{aligned} \quad (2.37)$$

ở đây, \mathbf{H}_g^{GP} là nhóm thứ g của \mathbf{H}_M , g là chỉ số của các nhóm.

Sau khi nhóm ăng-ten thứ nhất được lựa chọn, thực hiện ghép lần lượt $G - 1$ nhóm ăng-ten còn lại với nhóm ăng-ten đã được lựa chọn và tính dung lượng kênh truyền tương ứng với mỗi lần ghép. Nhóm ăng-ten thứ hai được lựa chọn là nhóm ăng-ten ghép với nhóm ăng-ten thứ nhất có dung lượng kênh truyền lớn nhất. Dung lượng kênh truyền trong mỗi lần ghép được biểu diễn như sau:

$$\begin{aligned} g_2 &= \arg \max_{g \in (1, \dots, G), g \neq g_1} C\{g_1, g\} \\ &= \arg \max_{g \in (1, \dots, G), g \neq g_1} \log_2 \det(\mathbf{Q}) \end{aligned} \quad (2.38)$$

trong đó $\mathbf{Q} = \mathbf{I}_{N_R} + \frac{\rho}{N_T} \mathbf{H}_{[g_1, g]}^{GP} \left(\mathbf{H}_{[g_1, g]}^{GP} \right)^H$. Quá trình này được thực hiện tương tự cho các lần lựa chọn nhóm ăng-ten phát tiếp theo và kết thúc khi N_T ăng-ten phát được lựa chọn.

Thuật toán này được tóm tắt trong **Bảng 2.4**.

Bảng 2.4: Thuật toán lựa chọn ăng-ten phát theo nhóm TA-GS trên cơ sở phép tính định thức ma trận kênh truyền.

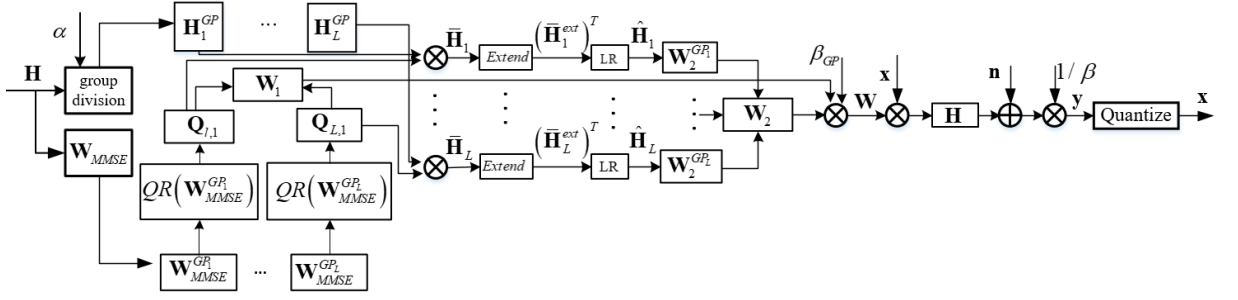
(1)	Đầu vào: $M, N_T, N_R, \delta, \mathbf{H}_M \in \mathbb{C}^{N_R \times M}$.
(2)	Tính: $G = \lfloor \frac{M}{\delta} \rfloor$ và tạo ra $\mathbf{H}_M = [\mathbf{H}_1^{GP}, \mathbf{H}_2^{GP}, \dots, \mathbf{H}_G^{GP}]$.
	Lựa chọn ăng-ten phát đầu tiên bằng:
(3)	$g_1 = \arg \max_{g \in (1, \dots, G)} \log_2 \det \left[\mathbf{I}_{N_R} + \frac{\rho}{N_T} \mathbf{H}_g^{GP} (\mathbf{H}_g^{GP})^H \right]$.
	Tạo ra ma trận kênh $\mathbf{H}_{[g_1, g_1]}^{GP} = [\mathbf{H}_{g_1}^{GP}, \mathbf{H}_{g_1}^{GP}]$ và lựa chọn nhóm ăng-ten thứ hai như sau:
(4)	$g_2 = \arg \max_{g \in (1, \dots, G), g \neq g_1} \log_2 \det(\mathbf{Q})$ với $\mathbf{Q} = \mathbf{I}_{N_R} + \frac{\rho}{N_T} \mathbf{H}_{[g_1, g]}^{GP} (\mathbf{H}_{[g_1, g]}^{GP})^H$.
(5)	Lặp lại bước 4 đến N_T ăng-ten phát được lựa chọn.
(6)	Đầu ra: $\mathbf{H} \in \mathbb{C}^{N_R \times N_T}$

2.4.3. Thuật toán tiền mã hóa tuyến tính theo nhóm trong sự hỗ trợ của kỹ thuật rút gọn giàn độ phức tạp thấp LR-LGP.

Để cân bằng giữa độ phức tạp tính toán và phẩm chất của hệ thống, bộ tiền mã hóa đề xuất được thiết kế gồm hai thành phần:

- Thành phần thứ nhất được thiết kế để loại bỏ xuyên nhiễu từ những nhóm người dùng lân cận.
- Thành phần thứ hai được thiết kế để cải thiện phẩm chất BER của hệ thống bằng cách áp dụng kỹ thuật rút gọn giàn ELR-SLV.

Bộ tiền mã hóa đề xuất được thiết kế theo nhóm, trên cơ sở các bộ tiền mã hóa tuyến tính trong sự hỗ trợ của thuật toán rút gọn giàn có độ phức tạp thấp và được gọi là LR-LGP (*Low-complexity lattice reduction-aided linear group precoding*). Sơ đồ khối bộ tiền mã hóa đề xuất được mô tả như trong Hình 2.6.



Hình 2.6: Sơ đồ khối của bộ tiền mã hóa đề xuất LR-LGP.

Ma trận tiền mã hóa cho đề xuất này được biểu diễn như sau:

$$\mathbf{W} = \beta \mathbf{W}_1 \mathbf{W}_2. \quad (2.39)$$

với β là hệ số chuẩn hóa công suất, \mathbf{W}_1 và \mathbf{W}_2 là các ma trận tiền mã hóa thứ nhất và thứ hai tương ứng. Trong đó, \mathbf{W}_1 được thiết kế nhằm loại bỏ xuyên nhiễu từ những nhóm người dùng lân cận, \mathbf{W}_2 được thiết kế nhằm nâng cao phẩm chất BER của hệ thống. \mathbf{W}_1 được tạo ra bằng cách sử dụng ma trận tiền mã hóa tuyến tính truyền thống MMSE và phép phân tích QR các thành phần trong ma trận MMSE. \mathbf{W}_2 được tạo ra trên cơ sở thuật toán tiền mã hóa tuyến tính có sự hỗ trợ của thuật toán rút gọn giàn ELR-SLV trong hệ thống kênh truyền mở rộng.

Trong bước thứ nhất, ma trận kênh truyền \mathbf{H} từ tất cả các ăng-ten phát đã lựa chọn tại BS đến tất cả người dùng được chia thành L ($L = \frac{N_R}{\alpha}$) nhóm $\mathbf{H}_l^{GP} \in \mathbb{C}^{\alpha \times N_T}$ ($l = 1, 2, \dots, L$), ở đây α là một số nguyên dương và là ước số lớn hơn N_u của N_R . Cụ thể, nhóm đầu tiên \mathbf{H}_1^{GP} bao gồm α hàng đầu tiên của ma trận \mathbf{H} , nhóm thứ hai \mathbf{H}_2^{GP} bao gồm hàng thứ $\alpha + 1$ đến hàng thứ 2α , nhóm cuối cùng \mathbf{H}_L^{GP} bao gồm các hàng từ hàng thứ $N_R - \alpha$ đến hàng

thứ N_R . Do đó, ma trận kênh truyền có thể được viết lại như sau:

$$\mathbf{H} = \begin{bmatrix} \mathbf{H}_1^{GP} \\ \mathbf{H}_2^{GP} \\ \vdots \\ \mathbf{H}_L^{GP} \end{bmatrix}. \quad (2.40)$$

Trong bước thứ hai, thực hiện thiết kế ma trận tiền mã hóa đầu tiên \mathbf{W}_1 trong biểu thức (2.39). Ma trận trọng số $\mathbf{W}_{MMSE} \in \mathbb{C}^{N_T \times N_R}$ cho tất cả các người dùng được biểu diễn bằng:

$$\begin{aligned} \mathbf{W}_{MMSE} &= \mathbf{H}^H (\mathbf{H}\mathbf{H}^H + \sigma_n^2 \mathbf{I})^{-1} \\ &= \left[\mathbf{W}_{MMSE}^{GP_1}, \mathbf{W}_{MMSE}^{GP_2}, \dots, \mathbf{W}_{MMSE}^{GP_L} \right], \end{aligned} \quad (2.41)$$

trong đó $\sigma_n^2 = \sigma^2/E_s$ và $\mathbf{W}_{MMSE}^{GP_l} \in \mathbb{C}^{N_T \times \alpha}$ là ma trận trọng số cho nhóm người dùng thứ l .

Áp dụng kỹ thuật phân tách QR cho $\mathbf{W}_{MMSE}^{GP_l}$ ta có:

$$\mathbf{W}_{MMSE}^{GP_l} = \mathbf{Q}_l \mathbf{R}_l, \quad (2.42)$$

ở đây $\mathbf{Q}_l \in \mathbb{C}^{N_T \times N_T}$ là một ma trận đơn nhất với các cột trực giao, $\mathbf{R}_l \in \mathbb{C}^{N_T \times \alpha}$ là một ma trận tam giác trên. Chúng ta thấy rằng:

$$\begin{aligned} \mathbf{Q}_l \mathbf{R}_l &= [\mathbf{Q}_{l,1} \quad \mathbf{Q}_{l,2}] \begin{bmatrix} \mathbf{R}_{l,1} \\ \mathbf{0} \end{bmatrix} \\ &= \mathbf{Q}_{l,1} \mathbf{R}_{l,1} \end{aligned} \quad (2.43)$$

trong đó $\mathbf{Q}_{l,1} \in \mathbb{C}^{N_T \times \alpha}$, $\mathbf{R}_{l,1} \in \mathbb{C}^{\alpha \times \alpha}$, $\mathbf{Q}_{l,2} \in \mathbb{C}^{N_T \times (N_T - \alpha)}$ và ma trận với tất cả các phần tử bằng không có kích thước $(N_T - \alpha) \times \alpha$. Sử dụng $\mathbf{W}_1^{GP_l} = \mathbf{Q}_{l,1}$ như là ma trận tiền mã hóa cho nhóm thứ l . Sau khi tất cả các $\mathbf{W}_1^{GP_l}$ được

tạo ra, khi đó ma trận tiền mã hóa đầu tiên trong biểu thức (2.39) cho tất cả các nhóm $\mathbf{W}_1 \in \mathbb{C}^{N_T \times N_R}$ được thiết kế có cấu trúc như sau:

$$\mathbf{W}_1 = \left[\mathbf{W}_1^{GP_1}, \mathbf{W}_1^{GP_2}, \dots, \mathbf{W}_1^{GP_L} \right]. \quad (2.44)$$

Trong bước tiếp theo, ma trận tiền mã hóa thứ hai $\mathbf{W}_2 \in \mathbb{C}^{N_R \times N_R}$ được tạo ra bằng cách kết hợp thuật toán tiền mã hóa tuyến tính và kỹ thuật rút gọn giàn để cải thiện phẩm chất BER của hệ thống.

Đầu tiên, ma trận kênh hiệu quả cho nhóm người dùng thứ l được tạo ra như sau:

$$\bar{\mathbf{H}}_l = \mathbf{H}_l^{GP} \mathbf{W}_1^{GP_l}, \quad (2.45)$$

$\bar{\mathbf{H}}_l$ sau đó được sử dụng để tạo ra ma trận kênh mở rộng $\bar{\mathbf{H}}_l^{ext} \in \mathbb{C}^{\alpha \times 2\alpha}$ như sau:

$$\bar{\mathbf{H}}_l^{ext} = \left[\bar{\mathbf{H}}_l, \sqrt{\frac{N_R \sigma^2}{E_s}} \mathbf{I}_\alpha \right]. \quad (2.46)$$

với \mathbf{I}_α là một ma trận đơn vị kích thước $\alpha \times \alpha$.

Tiếp theo, ma trận kênh mở rộng $(\bar{\mathbf{H}}_l^{ext})^T$ được chuyển đổi tới $\hat{\mathbf{H}}_l$ trong miền LR bằng cách sử dụng kỹ thuật rút gọn giàn ELR-SLV trong [56]:

$$\hat{\mathbf{H}}_l = \mathbf{U}_l^T \bar{\mathbf{H}}_l^{ext} \quad (2.47)$$

trong đó \mathbf{U}_l là ma trận đơn vị với các phần tử là các số nguyên thỏa mãn $\det |\mathbf{U}_l| = 1$. Khi đó, ma trận tiền mã hóa $\mathbf{W}_2^{GP_l} \in \mathbb{C}^{\alpha \times \alpha}$ cho nhóm thứ l được biểu diễn bằng:

$$\mathbf{W}_2^{GP_l} = \mathbf{A}_l \hat{\mathbf{H}}_l^H (\hat{\mathbf{H}}_l \hat{\mathbf{H}}_l^H)^{-1} \quad (2.48)$$

với $\mathbf{A}_l = [\mathbf{I}_\alpha, \mathbf{0}_\alpha]$, $\mathbf{0}_\alpha$ được định nghĩa là ma trận với tất cả các phần tử không, có kích thước $\alpha \times \alpha$.

Cuối cùng, ma trận tiền mã hóa thứ hai \mathbf{W}_2 trong (2.39) và ma trận đơn cho tất cả các nhóm người dùng được thiết kế có cấu trúc như sau:

$$\mathbf{W}_2 = \begin{bmatrix} \mathbf{W}_2^{GP_1} & 0 & \cdots & 0 \\ 0 & \mathbf{W}_2^{GP_2} & \cdots & 0 \\ \vdots & \vdots & \ddots & \vdots \\ 0 & 0 & & \mathbf{W}_2^{GP_L} \end{bmatrix}. \quad (2.49)$$

$$\mathbf{U}_{GP} = \begin{bmatrix} \mathbf{U}_1^T & 0 & \cdots & 0 \\ 0 & \mathbf{U}_2^T & \cdots & 0 \\ \vdots & \vdots & \ddots & \vdots \\ 0 & 0 & & \mathbf{U}_L^T \end{bmatrix}. \quad (2.50)$$

Hệ số chuẩn hóa công suất được tính bằng:

$$\beta = \sqrt{\frac{N_R}{\text{Tr}[(\mathbf{W}_1 \mathbf{W}_2)(\mathbf{W}_1 \mathbf{W}_2)^H]}}. \quad (2.51)$$

Thuật toán tiền mã hóa đề xuất LR-LGP được tóm tắt trong **Bảng 2.5**.

Véc-tơ tín hiệu thu cho tất cả người dùng được biểu diễn như sau:

$$\mathbf{y} = \mathbf{H}\mathbf{W}\mathbf{x} + \mathbf{n}. \quad (2.52)$$

Sử dụng \mathbf{y} trong (2.52), véc-tơ tín hiệu phát được ước lượng tại phía thu như sau [70], [71]:

$$\hat{\mathbf{x}} = \mathbf{U}_{GP} \frac{1}{\mu} \left(Q_z \left[\mu \frac{\mathbf{y}}{\beta} + \beta_z (\mathbf{U}_{GP})^{-1} \mathbf{1}_L \right] - \beta_z (\mathbf{U}_{GP})^{-1} \mathbf{1}_L \right), \quad (2.53)$$

trong đó $\mu = 1/2$, $\beta_z = \frac{m-1}{2}(1+j)$, m là số bit trong một symbol phát, $\mathbf{1}_L \in R^{N_R \times 1}$ là một véc-tơ cột với N_R phần tử 1. $Q_z[\cdot]$ biểu diễn cho phép làm tròn đến số nguyên gần nhất. Từ biểu thức (2.52) và (2.53), chúng ta

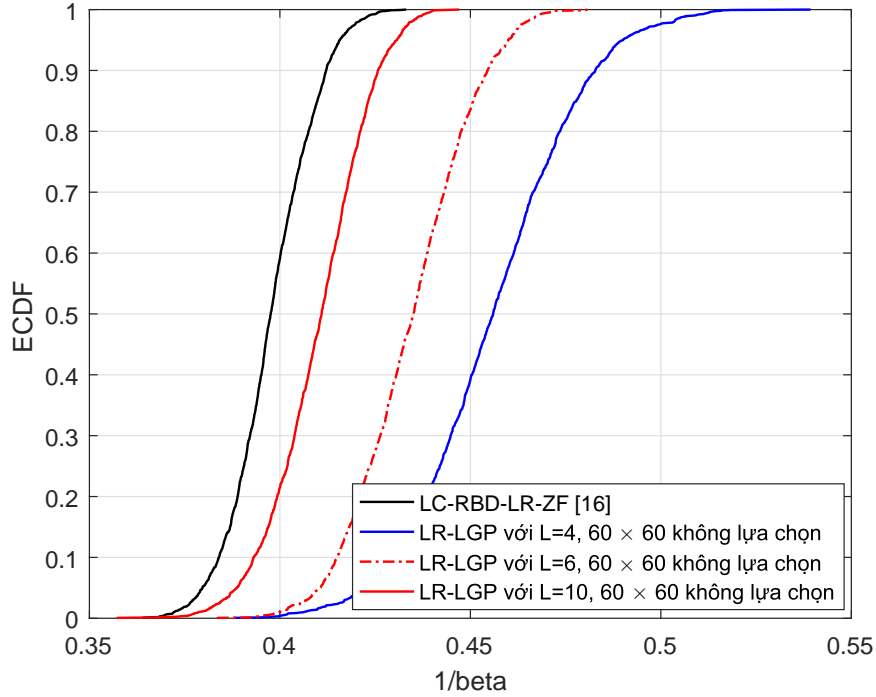
Bảng 2.5: Thuật toán tiền mã hóa đề xuất LR-LGP.

(1)	Đầu vào: N_T, N_R, \mathbf{H} .
(2)	Quyết định số lượng nhóm người dùng L và tính toán kích thước của từng nhóm
(3)	Tạo ra các ma trận $\mathbf{H} = [\mathbf{H}_1^T, \mathbf{H}_2^T, \dots, \mathbf{H}_L^T]^T$ và $\mathbf{W}_{MMSE} = [\mathbf{W}_{MMSE}^{GP_1}, \mathbf{W}_{MMSE}^{GP_2}, \dots, \mathbf{W}_{MMSE}^{GP_L}]$.
(4)	Áp dụng kỹ thuật phân tách QR tới $\mathbf{W}_{MMSE}^{GP_l}$, ví dụ $\mathbf{W}_{MMSE}^{GP_l} = \mathbf{Q}_l \mathbf{R}_l$ for $l = 1, \dots, L$.
(5)	Tạo ra các ma trận trọng số $\mathbf{W}_1^{GP_l} = \mathbf{Q}_l(:, 1 : \alpha)$ với $l = 1, \dots, L$.
(6)	Tạo ra ma trận trọng số \mathbf{W}_1 bằng cách sắp xếp $\mathbf{W}_1^{GP_l}$ như trong biểu thức (2.44).
(7)	Tạo ra các ma trận $\bar{\mathbf{H}}_l = \mathbf{H}_l^{GP} \mathbf{W}_1^{GP_l}$ and $\bar{\mathbf{H}}_l^{ext} = \left[\bar{\mathbf{H}}_l, \sqrt{\frac{N_R \sigma^2}{E_s}} \mathbf{I}_{GP} \right]$ với $l = 1, \dots, L$.
(8)	Chuyển đổi $(\bar{\mathbf{H}}_l^{ext})^T$ thành $\hat{\mathbf{H}}_l$ với $l = 1, \dots, L$, bằng cách áp dụng thuật toán ELR-SLV trong Bảng (2.3).
(9)	Tạo ra các ma trận trọng số $\mathbf{W}_2^{GP_l} = \mathbf{A}_l \hat{\mathbf{H}}_l^H (\hat{\mathbf{H}}_l \hat{\mathbf{H}}_l^H)^{-1}$ với $l = 1, \dots, L$.
(10)	Tạo ra ma trận trọng số \mathbf{W}_2 bằng cách sắp xếp $\mathbf{W}_2^{GP_l}$, $l = 1, \dots, L$, như trong biểu thức (2.49).
(11)	Đầu ra: $\beta = \sqrt{\frac{N_R}{\text{Tr}[(\mathbf{W}_1 \mathbf{W}_2)(\mathbf{W}_1 \mathbf{W}_2)^H]}}$ và $\mathbf{W} = \beta \mathbf{W}_1 \mathbf{W}_2$.

suy ra:

$$\hat{\mathbf{x}} = \mathbf{x} + 2\mathbf{U}_{GP} Q_z \left[\frac{1}{2} \frac{\mathbf{n}}{\beta} \right]. \quad (2.54)$$

Từ biểu thức (2.54), chúng ta có thể thấy rằng \mathbf{x} được giải mã chính xác nếu $Q_z \left[\frac{1}{2} \frac{\mathbf{n}}{\beta} \right] = \mathbf{0}$. Điều này có nghĩa rằng, đối với một công suất tap âm nhất định thành phần $1/\beta$ sẽ quyết định đến phẩm chất BER của hệ thống. Trong Hình 2.7 và Hình 2.8 là hàm phân bố tích lũy thống kê (ECDFs: *Empirical cumulative distribution functions*) của $1/\beta$ trong (2.54) cho các thuật toán LC-RBD-LR-ZF và thuật toán đề xuất LR-LGP trong các trường hợp hệ thống không có và có lựa chọn ăng-ten phát tương ứng. Đối với cùng cấu hình hệ thống, kết quả mô phỏng cho thấy rằng, bộ tiền mã hóa LC-RBD-LR-ZF tạo ra thành phần $1/\beta$ nhỏ hơn bộ tiền mã hóa LR-LGP. Điều này có

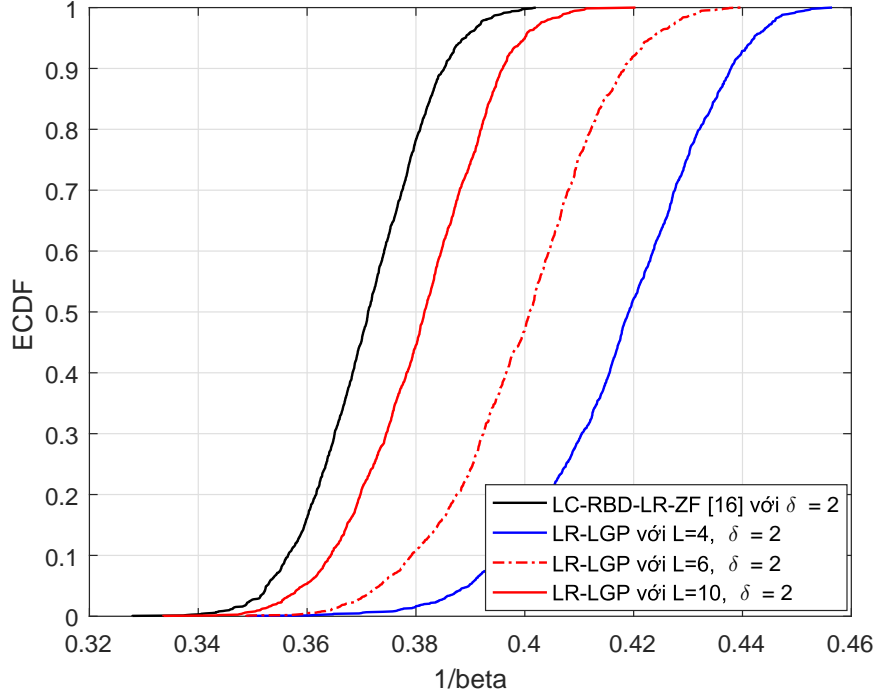


Hình 2.7: Hàm ECDF của $1/\beta$ cho các bộ tiền mã hóa LC-RBD-LR-ZF và LR-LGP với $N_T = M = 60$, $N_u = 1$, $K = 60$, $L = 4, 6$ và 10 .

nghĩa rằng, bộ tiền mã hóa LC-RBD-LR-ZF sẽ cho phẩm chất BER tốt hơn so với bộ tiền mã hóa LR-LGP cho cùng một cấu hình hệ thống. Hơn nữa, kết quả mô phỏng cũng cho thấy rằng, khi số lượng các nhóm người dùng L tăng lên dẫn tới thành phần $1/\beta$ giảm dần. Khi hệ thống có áp dụng kỹ thuật lựa chọn ăng-ten phát tại phía BS thành phần $1/\beta$ cũng sẽ nhỏ hơn so với trường hợp không áp dụng kỹ thuật lựa chọn ăng-ten phát. Do đó, phẩm chất BER của hệ thống sẽ được cải thiện.

2.4.4. Phân tích độ phức tạp tính toán.

Trong phần này, luận án thực hiện phân tích so sánh độ phức tạp tính toán của thuật toán LC-RBD-LR-ZF trong [16] và thuật toán đề xuất LR-LGP. Độ phức tạp của các thuật toán được tính bằng đơn vị flops. Lưu ý rằng mỗi



Hình 2.8: Hàm ECDF của $1/\beta$ cho các bộ tiền mã hóa LC-RBD-LR-ZF và LR-LGP với $M = 90$, $N_T = 60$, $N_u = 1$, $K = 60$, $L = 4, 6$ và 10 , $\delta = 2$.

hoạt động phân tách QR của một ma trận phức kích thước $r \times t$ yêu cầu $6rt^2 + 4rt - t^2 - t$ flops. Do đó, độ phức tạp tính toán của bộ tiền mã hóa LC-RBD-LR-ZF và bộ tiền mã hóa đề xuất LR-LGP được tính toán chi tiết như sau:

2.4.4.1. Độ phức tạp tính toán của thuật toán LC-RBD-LR-ZF.

Độ phức tạp tính toán của thuật toán LC-RBD-LR-ZF được tính bằng:

$$F = F_a + F_b + F_c \quad (flops). \quad (2.55)$$

trong đó F_a và F_b là số flops cần thiết để tìm \mathbf{W}^a và \mathbf{W}^b . F_c là số flops cần thiết cho phép nhân hai ma trận \mathbf{W}^a và \mathbf{W}^b . F_a và F_b được tính toán và thể

hiện trong các biểu thức (2.56) và (2.57).

$$F_a = K \left[6(N_R - N_u)(N_R + N_T - N_u)^2 + 4(N_R - N_u)(N_R + N_T - N_u) - (N_R + N_T - N_u)^2 - (N_R + N_T - N_u) \right] \quad (flops). \quad (2.56)$$

$$F_b = K(8N_T^2N_u - 2N_TN_u) + K(16N_u^2N_T - 2N_uN_T + 8N_u^3 - 2N_u^2 + F_{update-LLL}) + K(8N_u^3 + 16N_u^2N_T - 2N_u^2 - 2N_uN_T) \quad (flops) \quad (2.57)$$

Các biểu thức (2.56) và (2.57) được tính chi tiết trong phần **Phụ lục**. Cần lưu ý rằng, trong biểu thức (2.57), $F_{update-LLL}$ là chi phí tính toán cho các hoạt động cập nhật của thuật toán LLL, nó thu được bằng cách thêm vào các biến đếm trong quá trình mô phỏng.

F_c được tính toán bằng:

$$F_c = 8KN_T^2N_R - 2N_TN_R \quad (flops). \quad (2.58)$$

Từ các kết quả tính toán chi tiết trong các biểu thức (2.56) đến (2.58), tổng số flops cần thiết cho bộ tiền mã hóa LC-RBD-LR-ZF được tính như sau:

$$\begin{aligned} F &= K \left[6(N_R - N_u)(N_R + N_T - N_u)^2 + 4(N_R - N_u)(N_R + N_T - N_u) - (N_R + N_T - N_u)^2 - (N_R + N_T - N_u) \right] + K(8N_T^2N_u - 2N_TN_u) \\ &+ K(16N_u^2N_T - 2N_uN_T + 8N_u^3 - 2N_u^2 + F_{update-LLL}) \\ &+ K(8N_u^3 + 16N_u^2N_T - 2N_u^2 - 2N_uN_T) + 8KN_T^2N_R - 2N_TN_R \quad (flops) \end{aligned} \quad (2.59)$$

$$\sim \mathcal{O}(KN_T^2N_R).$$

2.4.4.2. Độ phức tạp tính toán của thuật toán LR-LGP.

Độ phức tạp tính toán của thuật toán LR-LGP được tính bằng:

$$F_1 = F_A + F_B + F_C \quad (flops). \quad (2.60)$$

ở đây F_A và F_B là số flops cần thiết để tìm \mathbf{W}_1 và \mathbf{W}_2 tương ứng. F_C là số flops cho phép nhân hai ma trận \mathbf{W}_1 và \mathbf{W}_2 .

F_A được tính như sau:

$$F_A = F_{MMSE} + F_{QR} \quad (flops), \quad (2.61)$$

trong đó F_{MMSE} là số flops cần thiết để tìm ma trận \mathbf{W}_{MMSE} và F_{QR} là số flops cho các hoạt động phân tách QR trên các ma trận \mathbf{W}_{MMSE}^{GP} trong biểu thức (2.42). F_{MMSE} và F_{QR} được tính toán như sau:

$$F_{MMSE} = 8N_R^3 + 16N_R^2N_T - N_R^2 - 2N_RN_T + N_R + 1 \quad (flops). \quad (2.62)$$

$$F_{QR} = L(6N_T^2\alpha + 4N_T\alpha - \alpha^2 - \alpha) \quad (flops). \quad (2.63)$$

Biểu thức (2.62) được phân tích chi tiết trong phần **Phụ lục**. Do đó, tổng số flops cần thiết để tìm ma trận \mathbf{W}_1 được tính bằng:

$$\begin{aligned} F_A &= F_{MMSE} + F_{QR} \\ &= 8N_R^3 + 16N_R^2N_T - N_R^2 - 2N_RN_T + N_R + 1 \\ &\quad + L(6N_T^2\alpha + 4N_T\alpha - \alpha^2 - \alpha) \quad (flops). \end{aligned} \quad (2.64)$$

F_B được tính toán như sau:

$$F_B = F_2 + F_3 + F_4 \quad (flops), \quad (2.65)$$

với F_2 , F_3 và F_4 là số flops để tìm các ma trận $\bar{\mathbf{H}}_l$, $\hat{\mathbf{H}}_l$ và $\mathbf{W}_2^{GP_l}$ tương ứng. F_2 và F_3 được tính bằng:

$$F_2 = L(8N_T\alpha^2 - 2\alpha^2) \quad (flops). \quad (2.66)$$

$$F_3 = F_5 + F_6 + F_{update-SLV} \quad (flops). \quad (2.67)$$

trong đó F_5 và F_6 là số flops để tính $\tilde{\mathbf{C}} = \left[\left\{ (\bar{\mathbf{H}}_l^{ext})^T \right\}^H (\bar{\mathbf{H}}_l^{ext})^T \right]^{-1}$ và $\hat{\mathbf{H}}_l = \mathbf{U}_l^T \bar{\mathbf{H}}_l^{ext}$ tương ứng. $F_{update-SLV}$ là số flops cần thiết cho các hoạt động cập nhật của thuật toán rút gọn giàn ELR-SLV, nó thu được từ kết quả mô phỏng. Do đó, F_3 được tính bằng:

$$F_3 = L(24\alpha^3 - 2\alpha^2) + L(16\alpha^3 - 4\alpha^2) + LF_{update-SLV} \quad (flops). \quad (2.68)$$

Số flops cần thiết để tìm tất cả các ma trận $\mathbf{W}_2^{GP_l}$ được tính như sau:

$$F_4 = L(56\alpha^3 - 8\alpha^2) \quad (flops). \quad (2.69)$$

Biểu thức (2.69) được phân tích chi tiết trong phần **Phụ lục**. Do đó, tổng số flops cần thiết để tìm ma trận tiền mã hóa thứ hai \mathbf{W}_2 được biểu diễn bằng:

$$\begin{aligned} F_B = & L(8N_T\alpha^2 - 2\alpha^2) + L(24\alpha^3 - 2\alpha^2) + L(16\alpha^3 \\ & - 4\alpha^2) + LF_{update-SLV} + L(56\alpha^3 - 8\alpha^2)(flops). \end{aligned} \quad (2.70)$$

F_C được tính như sau:

$$F_C = 8N_R^2N_T - 2N_RN_T \quad (flops). \quad (2.71)$$

Từ những kết quả phân tích trên, tổng số flops cần thiết để tìm ma trận

tiền mã hóa cho thuật toán đề xuất LR-LGP được tính bằng:

$$\begin{aligned}
F_1 = & 8N_R^3 + 16N_R^2N_T - N_R^2 - 2N_RN_T + N_R + 1 + L(6N_T^2\alpha + 4N_T\alpha \\
& - \alpha^2 - \alpha) + L(8N_T\alpha^2 - 2\alpha^2) + L(24\alpha^3 - 2\alpha^2) + L(16\alpha^3 - 4\alpha^2) \\
& + LF_{update-SLV} + L(56\alpha^3 - 8\alpha^2) + 8N_R^2N_T - 2N_RN_T \quad (flops).
\end{aligned} \tag{2.72}$$

$$\sim \mathcal{O}(N_TN_R^2).$$

Độ phức tạp tính toán của thuật toán tiền mã hóa đề xuất LR-LGP và thuật toán LC-RBD-LR-ZF được tóm tắt trong **Bảng 2.6**.

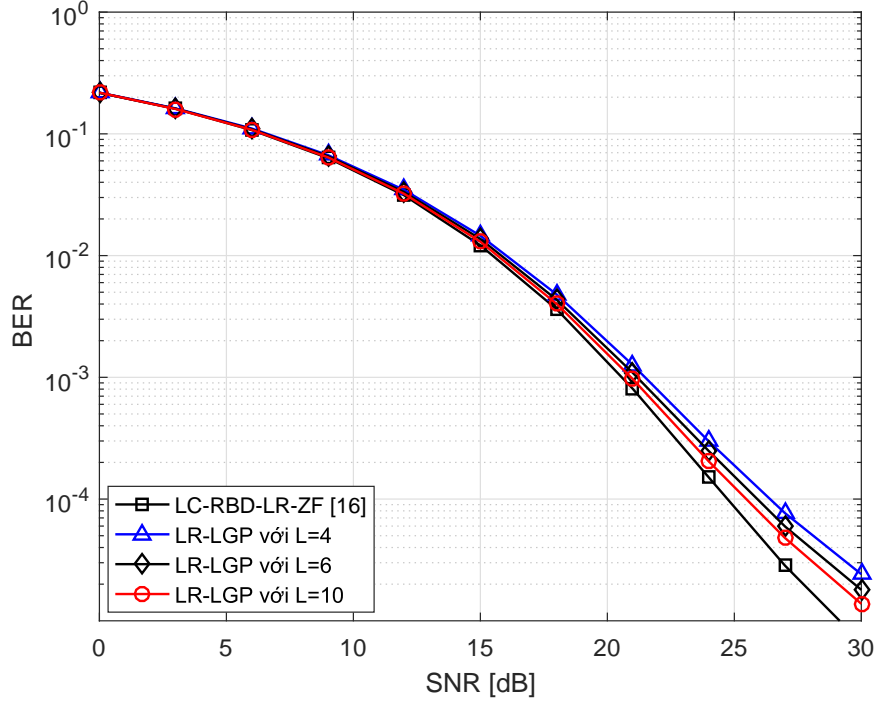
Bảng 2.6: So sánh độ phức tạp tính toán của thuật toán đề xuất LR-LGP với thuật toán LC-RBD-LR-ZF

Kỹ thuật tiền mã hóa	Độ phức tạp tính toán (flops)	Bậc phức tạp
<i>LC - RBD - LR - ZF</i>	$ \begin{aligned} & K \left[6(N_R - N_u)(N_R + N_T - N_u)^2 + 4(N_R - N_u)(N_R + N_T - N_u) \right. \\ & \left. - (N_R + N_T - N_u)^2 - (N_R + N_T - N_u) \right] + K(8N_T^2N_u - 2N_TN_u) \\ & + K(16N_u^2N_T - 2N_uN_T + 8N_u^3 - 2N_u^2 + F_{update-LLL}) + K(8N_u^3 + 16N_u^2N_T - 2N_u^2 - 2N_uN_T) + 8KN_T^2N_R - 2N_TN_R \end{aligned} $	$\mathcal{O}(KN_T^2N_R)$
<i>LR - LGP</i>	$ \begin{aligned} & 8N_R^3 + 16N_R^2N_T - N_R^2 - 2N_RN_T + N_R + 1 + L(6N_T^2\alpha + 4N_T\alpha - \alpha^2 - \alpha) \\ & + L(8N_T\alpha^2 - 2\alpha^2) + L(24\alpha^3 - 2\alpha^2) + L(16\alpha^3 - 4\alpha^2) + LF_{update-SLV} \\ & + L(56\alpha^3 - 8\alpha^2) + 8N_R^2N_T - 2N_RN_T \end{aligned} $	$\mathcal{O}(N_TN_R^2)$

2.4.5. Kết quả mô phỏng.

Trong phần này, luận án thực hiện so sánh phẩm chất BER và độ phức tạp tính toán của bộ tiền mã hóa đề xuất LR-LGP và thuật toán LC-RBD-LR-ZF được đề xuất trong [16]. Xuyên suốt kết quả mô phỏng, nghiên cứu sinh giả thiết rằng kênh truyền giữa BS đến tất cả các người dùng là kênh pha đình

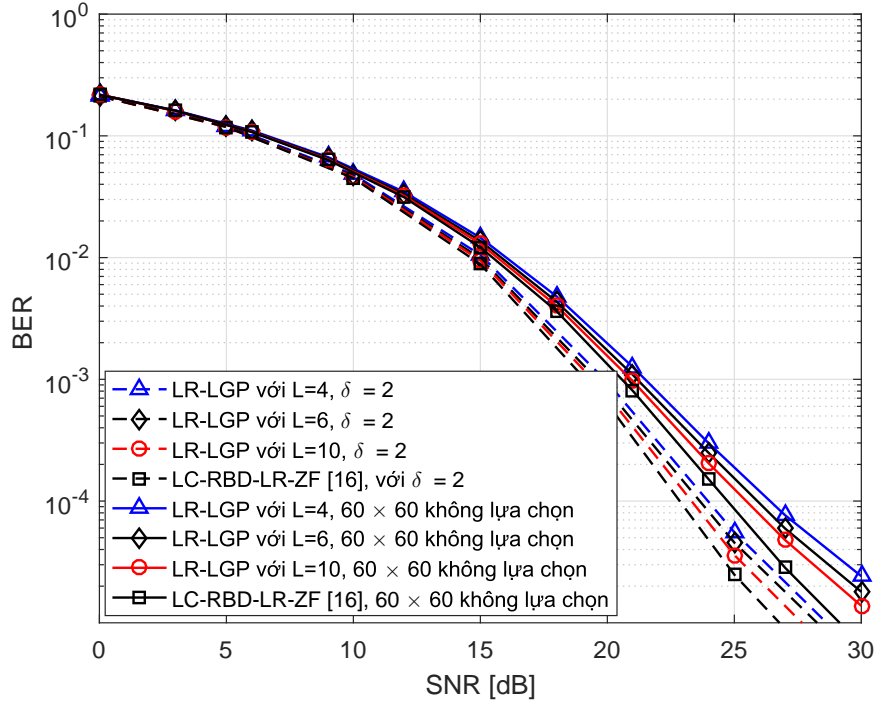
Rayleigh cận tĩnh, ít biến đổi trong khoảng thời gian 200 symbol.



Hình 2.9: Phẩm chất BER của hệ thống với $N_T = M = 60$, $N_u = 1$, $K = 60$, $L = 4, 6, 10$.

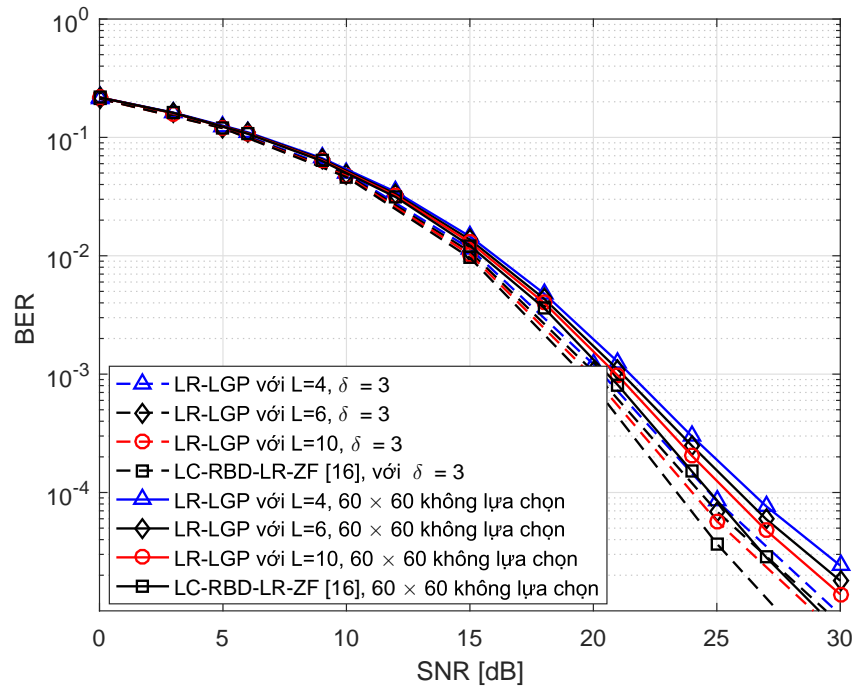
Hình 2.9 minh họa phẩm chất BER của hệ thống cho thuật toán đề xuất LR-LGP và thuật toán LC-RBD-LR-ZF trong [16]. Các tham số mô phỏng chính như sau: $N_T = M = 60$, $N_u = 1$, $K = 60$, tín hiệu được điều chế bằng 4QAM. Số lượng nhóm người dùng cho bộ tiền mã hóa LR-LGP $L = 4, 6$, và 10 nhóm. Kết quả mô phỏng trong Hình 2.9 cho thấy rằng phẩm chất BER của thuật toán tiền mã hóa LR-LGP là tiệm cận với thuật toán LC-RBD-LR-ZF khi số lượng nhóm người dùng L tăng lên. Cụ thể, tại tỷ lệ lỗi bit BER = 10^{-3} , thuật toán đề xuất bị suy giảm khoảng 0.5 dB, 0.8 dB và 1.1 dB trong SNR tương ứng với $L = 10, 6$ và 4 nhóm khi so sánh với thuật toán tiền mã hóa LC-RBD-LR-ZF. Tuy nhiên, độ phức tạp của thuật toán đề xuất thấp hơn rất nhiều so với thuật toán LC-RBD-LR-ZF, điều này được

thể hiện trong Hình 2.12.

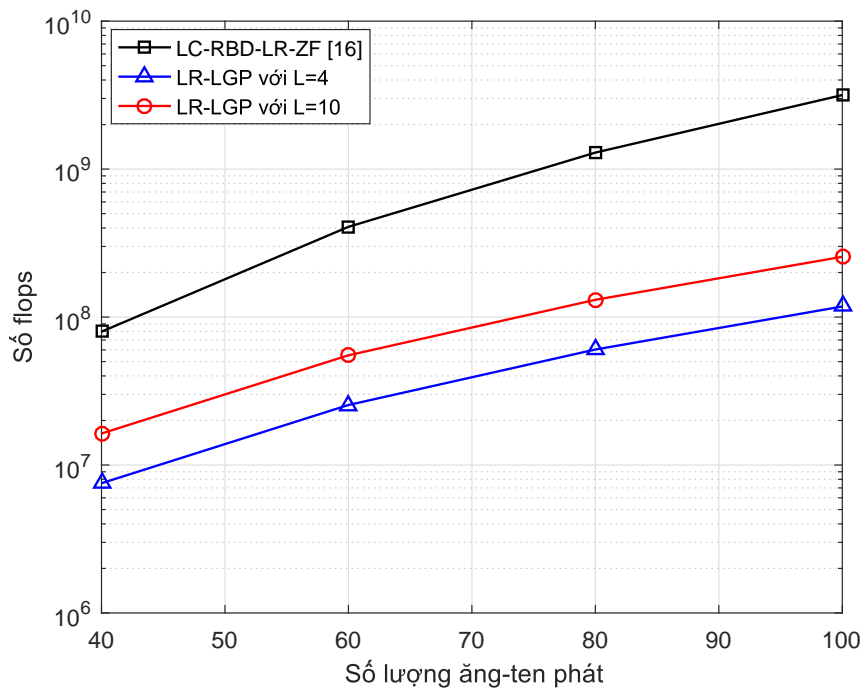


Hình 2.10: Phẩm chất BER của hệ thống với $M = 90, N_T = 60, N_u = 1, K = 60, L = 4, 6, 10$ và $\delta = 2$.

Trong Hình 2.10 và Hình 2.11 thể hiện phẩm chất BER của hệ thống khi kỹ thuật TA-GS được áp dụng. Trong các kết quả mô phỏng này, các tham số mô phỏng được sử dụng như sau: $M = 90, N_T = 60, N_u = 1, K = 60, L = 4, 6, 10$, tín hiệu được điều chế 4QAM, $\delta = 2$ cho Hình 2.10 và $\delta = 3$ cho Hình 2.11. Kết quả mô phỏng cho thấy rằng phẩm chất BER của hệ thống được cải thiện đáng kể khi kỹ thuật TA-GS được áp dụng. Cụ thể, tại $BER = 10^{-3}$ cho cùng một bộ tiền mã hóa, hệ thống cải thiện khoảng 2 dB và 1.5 dB trong SNR tương ứng với $\delta = 2$ và $\delta = 3$ khi so sánh với trường hợp không áp dụng kỹ thuật lựa chọn ăng-ten phát. Bên cạnh đó, các kết quả mô phỏng trong Hình 2.10 và Hình 2.11 cũng cho thấy rằng sự cải thiện phẩm chất BER của hệ thống tỷ lệ nghịch với δ .



Hình 2.11: Phẩm chất BER của hệ thống với $M = 90, N_T = 60, N_u = 1, K = 60, L = 4, 6, 10$ và $\delta = 3$.



Hình 2.12: So sánh độ phức tạp tính toán của thuật toán đề xuất với thuật toán LC-RBD-LR-ZF trong [16].

Hình 2.12 biểu diễn độ phức tạp tính toán của thuật toán đề xuất LR-LGP và thuật toán LC-RBD-LR-ZF. Trong kịch bản này, N_T được thay đổi từ 40 tới 100 ăng-ten phát, $N_R = N_T$, $L = 4$ và $L = 10$. Từ kết quả thể hiện trong Hình 2.12 chúng ta có thể dễ dàng thấy rằng, độ phức tạp tính toán của bộ tiền mã hóa đề xuất thấp hơn rất nhiều so với bộ tiền mã hóa LC-RBD-LR-ZF. Cụ thể, tại $N_T = 80$ ăng-ten phát, độ phức tạp của bộ tiền mã hóa đề xuất LR-LGP với $L = 4$ và $L = 10$ nhóm xấp xỉ bằng 6.25%, 13.54% so với bộ tiền mã hóa LC-RBD-LR-ZF tương ứng. Kết quả biểu diễn độ phức tạp trong Hình 2.12 cũng cho thấy rằng, độ phức tạp tính toán của bộ tiền mã hóa đề xuất LR-LGP tăng khi L tăng lên và ngược lại.

Từ các kết quả tính toán và mô phỏng cho thấy rằng bộ tiền mã hóa đề xuất LR-LGP có độ phức tạp thấp hơn đáng kể so với bộ tiền mã hóa LC-RBD-LR-ZF trong khi phẩm chất BER gần tiệm cận với bộ tiền mã hóa LC-RBD-LR-ZF khi L tăng lên. Phẩm chất BER của hệ thống được cải thiện khi kỹ thuật lựa chọn ăng-ten phát theo nhóm TA-GS được áp dụng cho bất kỳ bộ tiền mã hóa nào được áp dụng. Tuy nhiên một điểm hạn chế của thuật toán tiền mã hóa đề xuất là: Khi L quá nhỏ, khoảng cách đường cong BER của thuật toán đề xuất LR-LGP sẽ càng cách xa so với thuật toán LC-RBD-LR-ZF.

Để cân bằng giữa độ phức tạp tính toán và phẩm chất BER của hệ thống, L nên được lựa chọn bằng $N_R/2N_u$ là hiệu quả nhất khi K là một số chẵn. Trong trường hợp K là một số lẻ, L hiệu quả nhất khi L là ước số liền kề ước số lớn nhất của K .

2.5. Kết luận chương

Trong Chương 2, Luận án đã trình bày chi tiết các bước trong thuật toán lựa chọn ăng-ten phát theo nhóm với độ phức tạp thấp trên cơ sở phân tích dung lượng kênh truyền bằng phương pháp phân tách SVD và tính định thức ma trận cho hệ thống Massive MIMO. Theo đó, những nhóm ăng-ten phát có đóng góp nhiều nhất vào tổng dung lượng kênh truyền sẽ là những nhóm ăng-ten phát được lựa chọn. Trên cơ sở những ăng-ten phát được lựa chọn, trong Chương 2, Luận án đã trình bày đề xuất thuật toán tiền mã hóa theo nhóm gồm hai thành phần: Thành phần thứ nhất được thiết kế để loại bỏ xuyên nhiễu từ những nhóm người dùng lân cận. Thành phần thứ hai được thiết kế nhằm cải thiện phẩm chất BER của hệ thống. Bộ tiền mã hóa đề xuất có độ phức tạp thấp hơn đáng kể trong khi phẩm chất BER gần tiệm cận với thuật toán LC-RBD-LR-ZF khi số lượng nhóm người dùng tăng lên. Phẩm chất BER của hệ thống được cải thiện khi số lượng nhóm ăng-ten phát G hoặc số lượng nhóm người dùng L tăng lên. Tuy nhiên sự trả giá của các thuật toán này là độ phức tạp tính toán cũng tăng tuyến tính với số lượng các nhóm G hoặc L . Các kỹ thuật lựa chọn ăng-ten phát và bộ tiền mã hóa đề xuất hoạt động trong điều kiện thông tin về trạng thái kênh truyền CSI được biết hoàn hảo tại phía BS.

Chương 3

KỸ THUẬT TIỀN MÃ HÓA CHO HỆ THỐNG MASSIVE MIMO TRONG ĐIỀU KIỆN KÊNH TRUYỀN CÓ TƯƠNG QUAN VÀ KÊNH TRUYỀN KHÔNG HOÀN HẢO

Trong Chương 3, Luận án giới thiệu những vấn đề cơ bản về mô hình hệ thống Massive MIMO trong các điều kiện kênh truyền có tương quan và kênh truyền không hoàn hảo. Trên cơ sở đó, bộ tiền mã hóa theo nhóm đề xuất trong điều kiện kênh truyền có tương quan sẽ được trình bày trong chương này. Bên cạnh đó, bộ tiền mã hóa đề xuất có sự hỗ trợ của kỹ thuật phân tích thành phần chính PCA hoạt động trong điều kiện kênh truyền không hoàn hảo cũng được trình bày chi tiết trong Chương 3. Kết quả nghiên cứu trong Chương 3 được công bố trong các công trình nghiên cứu số 3 và số 4.

3.1. Kỹ thuật tiền mã hóa tuyến tính theo nhóm cho hệ thống Massive MIMO trong điều kiện kênh truyền tương quan theo hàm mũ.

3.1.1. Mô hình hệ thống.

Xem xét mô hình hệ thống Massive MIMO như Hình 1.8 với N_T ăng-ten phát được trang bị tại phía BS phục vụ đồng thời K người dùng, mỗi người dùng có N_u ăng-ten thu. Tổng số ăng-ten thu tại phía người dùng là $N_R = KN_u$. Hơn nữa, giả thiết thông tin trạng thái kênh truyền là hoàn hảo tại phía BS. Trong thực tế, mặc dù khoảng cách giữa các ăng-ten theo lý thuyết được đảm bảo. Tuy nhiên, giữa các ăng-ten phát hoặc các ăng-ten

thu luôn tồn tại một lượng tương quan nhất định do giới hạn về không gian triển khai. Để tính đến ảnh hưởng của mỗi tương quan không gian, mô hình kênh luận án xem xét được đưa ra theo biểu thức sau [58]:

$$\mathbf{H}_{corr} = \mathbf{R}_R^{1/2} \mathbf{H} \mathbf{R}_T^{1/2}, \quad (3.1)$$

trong đó $\mathbf{H}_{corr} = \left[(\mathbf{H}_{corr_1})^T (\mathbf{H}_{corr_2})^T \dots (\mathbf{H}_{corr_K})^T \right]^T \in \mathbb{C}^{N_R \times N_T}$ là ma trận kênh truyền có sự tương quan giữa các ăng-ten phát và ăng-ten thu. \mathbf{R}_T là ma trận tương quan phát kích thước $N_T \times N_T$, \mathbf{R}_R là ma trận tương quan thu kích thước $N_R \times N_R$. \mathbf{H} là ma trận kênh không tương quan trong đó các phần tử h_{ij}^ω là các biến Gauss phức ngẫu nhiên có giá trị trung bình bằng 0 và phương sai bằng 1. Trong luận án này, nghiên cứu sinh khảo sát hệ thống Massive MIMO trong điều kiện kênh tương quan sử dụng mô hình ma trận kênh tương quan theo hàm mũ [59]. Trong mô hình này, các phần tử của \mathbf{R}_T và \mathbf{R}_R được biểu diễn như sau:

$$r_{uv} = \begin{cases} r^{v-u}, & u \leq v \\ r_{vu}^*, & u > v \end{cases}, \quad |r| \leq 1, \quad (3.2)$$

ở đây $0 \leq r \leq 1$ là hệ số tương quan giữa hai ăng-ten phát hoặc hai ăng-ten thu cạnh nhau. Đặt $\mathbf{x}_u \in \mathbb{C}^{N_u \times 1}$ biểu diễn véc-tơ tín hiệu phát cho người dùng thứ u . Véc-tơ tín hiệu nhận được của người dùng thứ u được biểu diễn như sau:

$$\begin{aligned} \mathbf{y}_u &= \mathbf{H}_{corr,u} \sum_{k=1}^K \mathbf{W}_{corr,u} \mathbf{x}_k + \mathbf{n}_u \\ &= \mathbf{H}_{corr,u} \mathbf{W}_{corr,u} \mathbf{x}_u + \sum_{k=1, k \neq u}^K \mathbf{H}_{corr,u} \mathbf{W}_{corr,u} \mathbf{x}_k + \mathbf{n}_u, \end{aligned} \quad (3.3)$$

trong đó $\mathbf{H}_{corr,u} \in \mathbb{C}^{N_u \times N_T}$ là ma trận kênh truyền từ BS đến người dùng thứ u , $\mathbf{W}_{corr,u} \in \mathbb{C}^{N_T \times N_u}$ được định nghĩa là ma trận tiền mã hóa cho người

dùng thứ u . $\mathbf{n}_u \in \mathbb{C}^{N_u \times 1}$ là véc-tơ nhiễu tại người dùng thứ u . Lưu ý rằng, trong biểu thức (3.3), $\mathbf{H}_{corr,u} \mathbf{W}_{corr,u} \mathbf{x}_u$ là thành phần tín hiệu mong muốn của người dùng thứ u , $\sum_{k=1, k \neq u}^K \mathbf{H}_{corr,u} \mathbf{W}_{corr,k} \mathbf{x}_k$ biểu diễn thành phần tín hiệu không mong muốn (xuyên nhiễu) của người dùng thứ u .

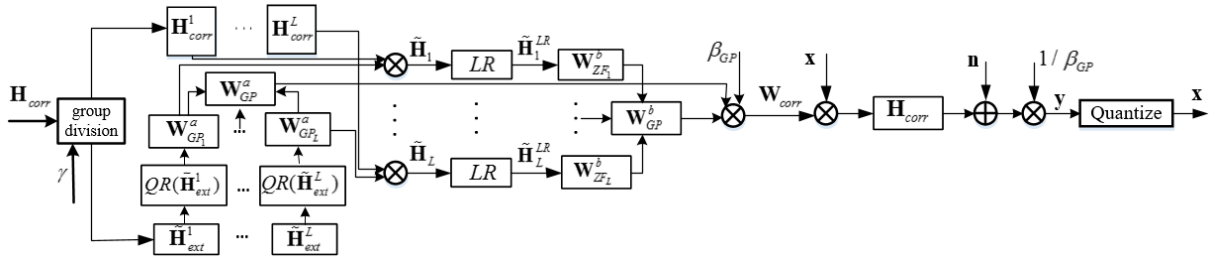
Đặt $\mathbf{y} = \begin{bmatrix} \mathbf{y}_1^T & \mathbf{y}_1^T & \dots & \mathbf{y}_K^T \end{bmatrix}^T \in \mathbb{C}^{N_R \times 1}$ là véc-tơ tín hiệu thu của tất cả người dùng. Khi đó, mối quan hệ giữa véc-tơ tín hiệu thu \mathbf{y} và véc-tơ tín hiệu phát $\mathbf{x} = [\mathbf{x}_1^T \ \mathbf{x}_2^T \ \dots \ \mathbf{x}_K^T]^T \in \mathbb{C}^{N_R \times 1}$ được biểu diễn như sau:

$$\mathbf{y} = (\mathbf{H}_{corr} \mathbf{W}_{corr} \mathbf{x} + \mathbf{n}), \quad (3.4)$$

Trong biểu thức (3.4), thành phần \mathbf{W}_{corr} là ma trận tiền mã hóa cho tất cả các người dùng cần được thiết kế tại phía BS.

3.1.2. Thuật toán tiền mã hóa đề xuất ZF-GP-LR.

Trong tiểu mục này, bộ tiền mã hóa theo nhóm có độ phức tạp thấp kết hợp với kỹ thuật rút gọn giàn ELR-SLB hoạt động trong điều kiện kênh truyền sử dụng mô hình kênh tương quan theo hàm mũ được đề xuất. Sơ đồ khối quá trình thực hiện thuật toán được mô tả trong Hình 3.1.



Hình 3.1: Sơ đồ khối của bộ tiền mã hóa đề xuất ZF-GP-LR.

Bộ tiền mã hóa đề xuất được thiết kế như sau:

$$\mathbf{W}_{corr} = \beta_{GP} \mathbf{W}_{GP}^a \mathbf{W}_{GP}^b, \quad (3.5)$$

ở đây $\mathbf{W}_{GP}^a \in N_T \times LN_T$ được thiết kế để loại bỏ nhiễu từ những nhóm người dùng lân cận, $\mathbf{W}_{GP}^b \in LN_T \times N_R$ được tạo ra nhằm nâng cao phẩm chất hệ thống, β_{GP} là hệ số chuẩn hóa công suất.

Trong bước thứ nhất, ma trận kênh tương quan \mathbf{H}_{corr} được chia thành L ($L = \frac{N_R}{\gamma}$) nhóm (các ma trận con) $\mathbf{H}_{corr}^l \in \mathbb{C}^{\gamma \times N_T}$ ($l = 1, 2, \dots, L$), với γ là các số nguyên dương lớn hơn N_u , γ đồng thời là ước số của N_R . Nhóm đầu tiên \mathbf{H}_{corr}^1 bao gồm từ hàng đầu tiên đến hàng thứ γ của ma trận kênh \mathbf{H}_{corr} ; Nhóm thứ hai \mathbf{H}_{corr}^2 từ hàng thứ $(\gamma + 1)$ đến hàng thứ 2γ ; và hàng cuối cùng \mathbf{H}_{corr}^L từ hàng thứ $(N_R - \gamma)$ tới hàng thứ N_R . Theo cách phân nhóm như trên, ma trận kênh tương quan từ BS đến tất cả các người dùng được biểu diễn lại như sau:

$$\mathbf{H}_{corr} = \left[\begin{array}{ccc} \mathbf{h}_{11} & \mathbf{h}_{12} & \cdots \mathbf{h}_{1N_T} \\ \vdots & \vdots & \vdots \vdots \\ \mathbf{h}_{\gamma 1} & \mathbf{h}_{\gamma 2} & \cdots \mathbf{h}_{\gamma N_T} \\ \mathbf{h}_{(\gamma+1)1} & \mathbf{h}_{(\gamma+1)2} & \cdots \mathbf{h}_{(\gamma+1)N_T} \\ \vdots & \vdots & \vdots \vdots \\ \mathbf{h}_{(N_R-\gamma)1} & \mathbf{h}_{(N_R-\gamma)2} & \cdots \mathbf{h}_{(N_R-\gamma)N_T} \\ \vdots & \vdots & \vdots \vdots \\ \mathbf{h}_{N_R 1} & \mathbf{h}_{N_R 2} & \cdots \mathbf{h}_{N_R N_T} \end{array} \right] \cdot \quad (3.6)$$

Trong bước thứ hai, ma trận tiền mã hóa thứ nhất \mathbf{W}_{GP}^a trong biểu thức (3.5) được thiết kế có dạng như sau:

$$\mathbf{W}_{GP}^a = [\mathbf{W}_{GP_1}^a \ \mathbf{W}_{GP_2}^a \ \cdots \ \mathbf{W}_{GP_L}^a], \quad (3.7)$$

với $\mathbf{W}_{GP_l}^a$ là ma trận tiền mã hóa tương ứng với nhóm người dùng thứ l .

Để thu được $\mathbf{W}_{GP_l}^a$, đầu tiên thực hiện xây dựng ma trận kênh $\tilde{\mathbf{H}}_{corr}^l \in$

$\mathbb{C}^{(N_R-\gamma)\times(N_T)}$ bao gồm tất cả các thành phần trạng thái kênh của các nhóm trừ đi trạng thái kênh truyền của nhóm người dùng thứ l như sau:

$$\tilde{\mathbf{H}}_{corr}^l = \left[(\mathbf{H}_{corr}^1)^T \dots (\mathbf{H}_{corr}^{l-1})^T (\mathbf{H}_{corr}^{l+1})^T \dots (\mathbf{H}_{corr}^L)^T \right]^T. \quad (3.8)$$

Tiếp theo, ma trận kênh mở rộng của $\tilde{\mathbf{H}}_{corr}^l$ có dạng như sau:

$$\tilde{\mathbf{H}}_{ext}^l = \{ \lambda \mathbf{I}_{N_l}, \tilde{\mathbf{H}}_{corr}^l \}, \quad (3.9)$$

trong đó $\tilde{\mathbf{H}}_{ext}^l \in \mathbb{C}^{(N_R-\gamma)\times(N_R+N_T-\gamma)}$, $N_l = N_R - \gamma$ và $\lambda = \sqrt{\frac{N_R\sigma^2}{E_s}}$.

Áp dụng kỹ thuật phân tách QR đối với ma trận kênh mở rộng $\left(\tilde{\mathbf{H}}_{ext}^l\right)^H$, chúng ta có:

$$\left(\tilde{\mathbf{H}}_{ext}^l\right)^H = \mathbf{Q}_l \mathbf{R}_l, \quad (3.10)$$

ở đây $\mathbf{Q}_l \in \mathbb{C}^{(N_l+N_T)\times(N_l+N_T)}$ là một ma trận đơn nhất và \mathbf{R}_l là một ma trận tam giác trên. Từ \mathbf{Q}_l , ma trận tiền mã hóa $\mathbf{W}_{GP_l}^a$ cho nhóm thứ l có cấu trúc như sau:

$$\mathbf{W}_{GP_l}^a = \mathbf{Q}_l(N_l + 1 : N_l + N_T, N_l + 1 : N_l + N_T). \quad (3.11)$$

Sau khi tạo ra tất cả các ma trận trọng số $\mathbf{W}_{GP_l}^a$, ma trận kênh hiệu quả cho nhóm người dùng thứ l được tính bằng:

$$\tilde{\mathbf{H}}_l = \mathbf{H}_{corr}^l \mathbf{W}_{GP_l}^a. \quad (3.12)$$

Ma trận kênh $(\tilde{\mathbf{H}}_l)$ trong (3.12) được chuyển vị và biến đổi thành $\tilde{\mathbf{H}}_l^{LR}$ trong miền LR bằng cách sử dụng thuật toán ELR-SLB:

$$\tilde{\mathbf{H}}_l^{LR} = \mathbf{U}_l^T \tilde{\mathbf{H}}_l, \quad (3.13)$$

trong đó $\tilde{\mathbf{H}}_l^{LR} \in \mathbb{C}^{\gamma \times N_T}$.

Ma trận trọng số $\mathbf{W}_{ZF_l}^b$ cho nhóm thứ l được tạo ra bằng cách áp dụng thuật toán ZF cho $\tilde{\mathbf{H}}_l^{LR}$ như sau:

$$\mathbf{W}_{ZF_l}^b = \left(\tilde{\mathbf{H}}_l^{LR} \right)^H \left[\left(\tilde{\mathbf{H}}_l^{LR} \right) \left(\tilde{\mathbf{H}}_l^{LR} \right)^H \right]^{-1}. \quad (3.14)$$

Cuối cùng, ma trận tiền mã hóa \mathbf{W}_{GP}^b và ma trận đơn \mathbf{U}_{GP}^b cho tất cả các nhóm người dùng được sắp xếp như sau:

$$\mathbf{W}_{GP}^b = \begin{bmatrix} \mathbf{W}_{ZF_1}^b & 0 & \cdots & 0 \\ 0 & \mathbf{W}_{ZF_2}^b & \cdots & 0 \\ \vdots & \vdots & \ddots & \vdots \\ 0 & 0 & \cdots & \mathbf{W}_{ZF_L}^b \end{bmatrix}. \quad (3.15)$$

$$\mathbf{U}_{GP}^b = \begin{bmatrix} \mathbf{U}_1^T & 0 & \cdots & 0 \\ 0 & \mathbf{U}_2^T & \cdots & 0 \\ \vdots & \vdots & \ddots & \vdots \\ 0 & 0 & \cdots & \mathbf{U}_L^T \end{bmatrix}. \quad (3.16)$$

Để đảm bảo công suất phát không thay đổi sau khi tín hiệu phát được nhân với ma trận tiền mã hóa, hệ số chuẩn hóa công suất β_{GP} được tính như sau:

$$\beta_{GP} = \sqrt{\frac{N_R}{\text{Tr} \left[\left(\mathbf{W}_{GP}^a \mathbf{W}_{GP}^b \right) \left(\mathbf{W}_{GP}^a \mathbf{W}_{GP}^b \right)^H \right]}}. \quad (3.17)$$

Thuật toán tiền mã hóa đề xuất ZF-GP-LR được tóm tắt trong **Bảng 3.1**.

Tại phía người dùng, véc-tơ tín hiệu thu cho tất cả các nhóm được biểu diễn như sau:

$$\mathbf{y} = \left(\mathbf{H}_{corr} \mathbf{W}_{corr} \mathbf{x} + \mathbf{n} \right) / \beta_{GP}. \quad (3.18)$$

Bảng 3.1: Thuật toán tiền mã hóa đề xuất ZF-GP-LR.

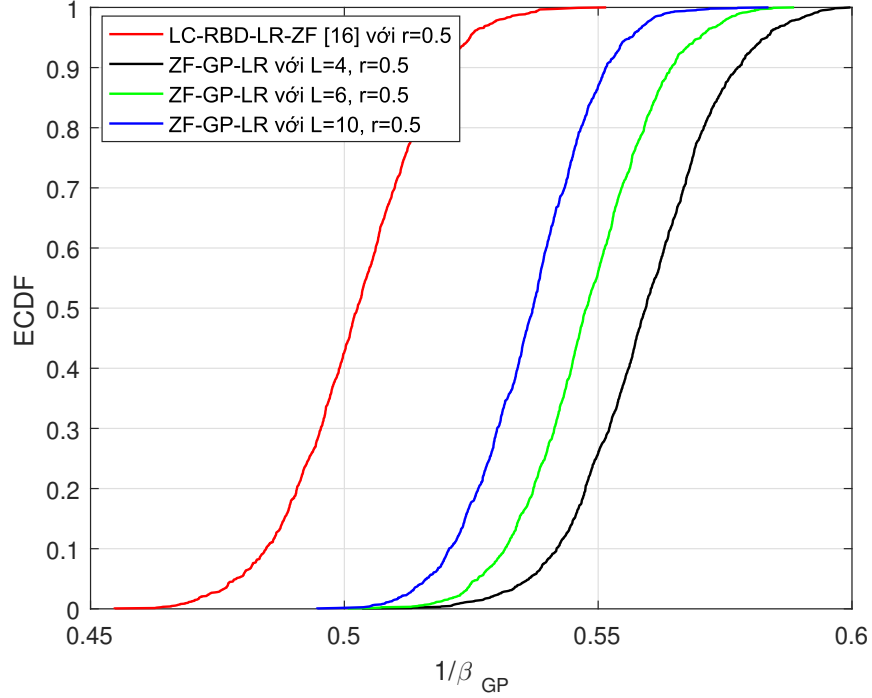
(1)	Đầu vào: $N_T, N_R, \mathbf{H}_{corr}$.
(2)	Quyết định số lượng nhóm người dùng L và tính toán kích thước của từng nhóm
(3)	Tạo ra ma trận $\tilde{\mathbf{H}}_{corr}^1 = \left[(\mathbf{H}_{corr}^2)^T \dots (\mathbf{H}_{corr}^L)^T \right]^T$.
(4)	Áp dụng kỹ thuật phân tách QR tới $\tilde{\mathbf{H}}_{ext}^1$.
(5)	Tạo ra ma trận $\mathbf{W}_{GP_1}^a = \mathbf{Q}_1(N_1 + 1 : N_1 + N_T, N_1 + 1 : N_1 + N_T)$.
(6)	Lặp lại bước 3 đến bước 5 cho tất cả các nhóm còn lại đến khi các ma trận $\mathbf{W}_{GP_i}^a$ được tạo ra.
(7)	Tạo ra ma trận \mathbf{W}_{GP}^a như trong (3.7).
(8)	Tạo ra ma trận $\tilde{\mathbf{H}}_1 = \mathbf{H}_{corr}^1 \mathbf{W}_{GP_1}^a$.
(9)	Chuyển đổi $(\tilde{\mathbf{H}}_1)^T$ thành $\tilde{\mathbf{H}}_1^{LR}$ bằng cách áp dụng thuật toán ELR-SLB trong Bảng 2.3 .
(10)	Tạo ra ma trận $\mathbf{W}_{ZF_1}^b = \left(\tilde{\mathbf{H}}_1^{LR} \right)^H \left[\left(\tilde{\mathbf{H}}_1^{LR} \right) \left(\tilde{\mathbf{H}}_1^{LR} \right)^H \right]^{-1}$.
(11)	Lặp lại bước 8 đến bước 10 cho tất cả các nhóm còn lại đến khi các ma trận $\mathbf{W}_{GP_i}^b$ được tạo ra.
(12)	Tạo ra ma trận \mathbf{W}_{GP}^b như trong (3.15).
(13)	Đầu ra: $\beta_{GP} = \sqrt{\frac{N_R}{Tr[(\mathbf{w}_{GP}^a \mathbf{w}_{GP}^b)(\mathbf{w}_{GP}^a \mathbf{w}_{GP}^b)^H]}}$, $\mathbf{W}_{corr} = \beta_{GP} \mathbf{W}_{GP}^a \mathbf{W}_{GP}^b$.

Sử dụng \mathbf{y} trong (3.18), véc-tơ tín hiệu ước lượng tại phía thu được tính như sau [70], [71]:

$$\begin{aligned} \tilde{\mathbf{x}} &= \mathbf{U}_{GP}^b \frac{1}{\mu} \left(\left[\mu \mathbf{y} + \beta_z (\mathbf{U}_{GP}^b)^{-1} \mathbf{1}_L \right] - \beta_z (\mathbf{U}_{GP}^b)^{-1} \mathbf{1}_L \right) \\ &= \mathbf{x} + 2 \mathbf{U}_{GP}^b Q_z \left[\frac{1}{2} \frac{\mathbf{n}}{\beta_{GP}} \right], \end{aligned} \quad (3.19)$$

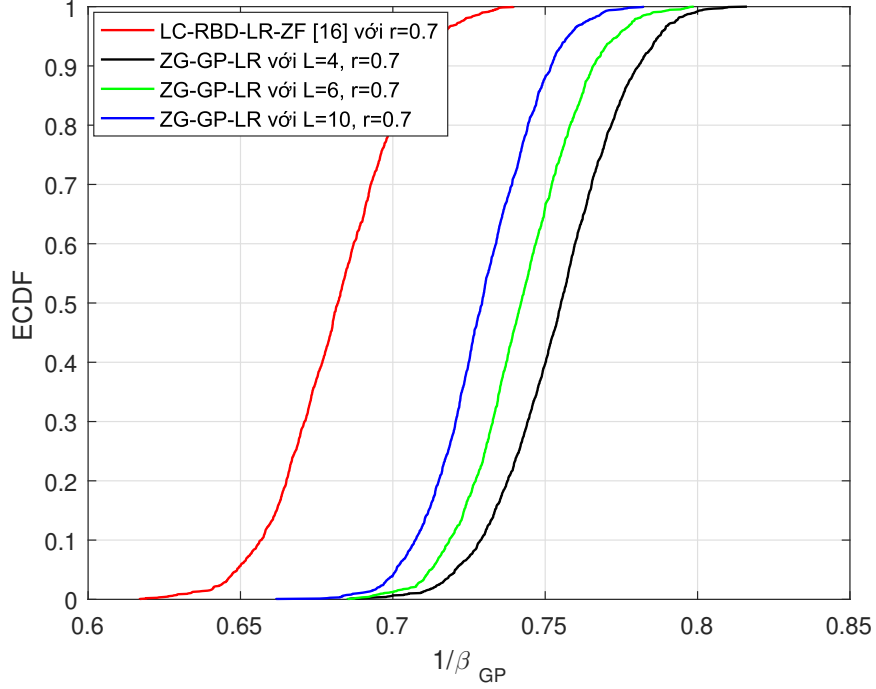
trong đó $\mu = 1/2$, $\beta_z = \frac{m-1}{2}(1+j)$, $\mathbf{1}_L \in R^{N_R \times 1}$ là một véc-tơ cột với N_R phần tử 1, $Q_z[a]$ được định nghĩa là hoạt động của phép làm tròn a đến số nguyên gần nhất, m là số bit trong một symbol phát.

Từ biểu thức (3.19) cho thấy rằng \mathbf{x} giải mã đúng nếu $Q_z \left[\frac{1}{2} \frac{\mathbf{n}}{\beta_{GP}} \right] = \mathbf{0}$. Điều này có nghĩa rằng, đối với một công suất tap âm nhất định, thành phần $1/\beta_{GP}$ là yếu tố quyết định đến phẩm chất BER của hệ thống. Trong Hình



Hình 3.2: Hàm ECDF of $1/\beta_{GP}$ cho các bộ tiền mã hóa LC-RBD-LR-ZF và ZF-GP-LR với $N_T = 60$, $N_u = 1$, $K = 60$, $L = 4, 6$ và 10 , $r = 0.5$.

3.2 và Hình 3.3, hàm ECDF của $1/\beta_{GP}$ biểu diễn cho thuật toán LC-RBD-LR-ZF trong [16] và thuật toán đề xuất ZF-GP-LR trong điều kiện kênh truyền tương quan theo hàm mũ tại phía BS ($\mathbf{H}_{corr} = \mathbf{H}\mathbf{R}_T^{1/2}$). Kết quả mô phỏng trên các Hình 3.2 và Hình 3.3 cho thấy rằng, thành phần $1/\beta_{GP}$ tăng lên khi hệ số tương quan tăng. Cho cùng một cấu hình hệ thống, bộ tiền mã hóa LC-RBD-LR-ZF tạo ra thành phần $1/\beta_{GP}$ nhỏ hơn bộ tiền mã hóa ZF-GP-LR. Hơn nữa, thành phần $1/\beta_{GP}$ giảm dần khi số lượng nhóm người dùng tăng lên. Những kết quả này cho thấy rằng, phẩm chất BER của hệ thống sẽ bị suy giảm khi hệ số tương quan giữa các ăng-ten tăng lên. Bên cạnh đó, bộ tiền mã hóa LC-RBD-LR-ZF sẽ cho phẩm chất BER tốt hơn ZF-GP-LR. Tuy nhiên, bộ tiền mã hóa LC-RBD-LR-ZF bị trả giá rất lớn về độ phức tạp của hệ thống.



Hình 3.3: Hàm ECDF của $1/\beta_{GP}$ cho các bộ tiền mã hóa LC-RBD-LR-ZF và ZF-GP-LR với $N_T = 60$, $N_u = 1$, $K = 60$, $L = 4, 6$ và 10 , $r = 0.7$.

3.1.3. Phân tích độ phức tạp tính toán.

Trong phần này, Luận án tiến hành phân tích và so sánh độ phức tạp tính toán của thuật toán đề xuất ZF-GP-LR và thuật toán LC-RBD-LR-ZF. Tương tự như các phần trước, độ phức tạp tính toán của các thuật toán được tính bằng đơn vị flops.

Độ phức tạp tính toán của thuật toán ZF-GP-LR được tính bằng:

$$F = F_a + F_b + F_c \quad (\text{flops}). \quad (3.20)$$

trong đó F_a và F_b là số flops cần thiết để tìm các ma trận tiền mã hóa \mathbf{W}_{GP}^a và \mathbf{W}_{GP}^b tương ứng; F_c là số flops cần thiết cho phép nhân hai ma trận \mathbf{W}_{GP}^a và \mathbf{W}_{GP}^b .

Trong thuật toán đề xuất, để tìm ma trận tiền mã hóa $\mathbf{W}_{GP_1}^a$ cho nhóm

người dùng đầu tiên cần thực hiện phép phân tách QR tối ma trận kênh tương quan $\tilde{\mathbf{H}}_{ext}^l \in \mathbb{C}^{(N_R-\gamma) \times (N_R+N_T-\gamma)}$. Do đó, độ phức tạp tính toán của thuật toán này được tính bằng:

$$\begin{aligned} F_1 &= 6(N_R - \gamma)(N_R + N_T - \gamma)^2 + 4(N_R - \gamma)(N_R + N_T - \gamma) \\ &\quad - (N_R + N_T - \gamma)^2 - (N_R + N_T - \gamma) \quad (flops). \end{aligned} \quad (3.21)$$

Chúng ta thấy rằng, hoạt động QR được thực hiện L lần. Do đó, tổng số flops cần thiết để tìm ma trận tiền mã hóa thứ nhất F_a được tính như sau:

$$\begin{aligned} F_a &= L \times F_1 \\ &= L \left[6(N_R - \gamma)(N_R + N_T - \gamma)^2 + 4(N_R - \gamma)(N_R + N_T - \gamma) \right. \\ &\quad \left. - (N_R + N_T - \gamma)^2 - (N_R + N_T - \gamma) \right] \quad (flops). \end{aligned} \quad (3.22)$$

Số flops cần thiết để tìm ma trận tiền mã hóa thứ hai \mathbf{W}_{GP}^b được biểu diễn như sau:

$$F_b = F_2 + F_3 + F_4 \quad (flops), \quad (3.23)$$

trong đó F_2 là số flops để tìm $\tilde{\mathbf{H}}_l$, F_3 là số flops cần thiết cho tất cả các hoạt động khi thuật toán ELR-SLB được áp dụng để tìm $\tilde{\mathbf{H}}_l^{LR}$. F_4 là số flops cần thiết để tìm ma trận tiền mã hóa $\mathbf{W}_{ZF_l}^b$.

Trên cơ sở những phân tích trên, F_2 được tính bằng:

$$F_2 = L(8N_T^2\gamma - 2N_T\gamma) \quad (flops). \quad (3.24)$$

Trong đề xuất này, luận án áp dụng thuật toán ELR-SLB trong **Bảng 2.3** để chuyển đổi ma trận kênh $(\tilde{\mathbf{H}}_l)^T$ thành $\tilde{\mathbf{H}}_l^{LR}$ có cùng kích thước. Do đó, F_3 được tính bằng:

$$F_3 = F_5 + F_6 + F_{update-SLB} \quad (flops), \quad (3.25)$$

với F_5 và F_6 là số flops để tính $\tilde{\mathbf{C}} = \left[\left(\tilde{\mathbf{H}}_l^T \right)^H \left(\tilde{\mathbf{H}}_l^T \right) \right]^{-1}$ và $\tilde{\mathbf{H}}_l^{LR} = \mathbf{U}_l^T \tilde{\mathbf{H}}_l$ tương ứng. $F_{update-SLB}$ là số flops cần thiết cho các hoạt động cập nhật của thuật toán ELR-SLB. $F_{update-SLB}$ được tính bằng cách thêm vào các biến đếm trong mô phỏng. Lưu ý rằng, mỗi hoạt động cập nhật trong thuật toán ELR-SLB cần $(16\gamma + 8)$ flops. Các thành phần $\lambda_{i,k}$ và $\Delta_{i,k}$ trong bước 5 và bước 6 của thuật toán ELR-SLB trong **Bảng 2.3** cần 4 flops và 10 flops tương ứng. Do đó, $F_{update-SLB}$ được tính như sau:

$$\begin{aligned} F_{update-SLB} &= CUpdate \times (16\gamma + 8) \\ &+ CLamda \times 4 + CDelta \times 10 \text{ (flops)}, \end{aligned} \quad (3.26)$$

trong đó $CLamda$ là số lần cập nhật $\lambda_{i,k}$, $CDelta$ là số lần cập nhật $\Delta_{i,k}$, $CUpdate$ là số lần cập nhật \mathbf{T}'_k , $\tilde{\mathbf{C}}_k$ và $\tilde{\mathbf{C}}^k$ từ bước 8 tới bước 10 trong **Bảng 2.3**.

Do đó, tổng số flops cần thiết để chuyển đổi ma trận $(\tilde{\mathbf{H}}_l)^T$ thành ma trận $\tilde{\mathbf{H}}_l^{LR}$ được tính bằng:

$$\begin{aligned} F_3 &= L(8\gamma^3 + 16\gamma^2 N_T - 2\gamma^2 - 2\gamma N_T \\ &+ F_{update-SLB}) \text{ (flops)}. \end{aligned} \quad (3.27)$$

Số flops cần thiết để tìm các ma trận $\mathbf{W}_{ZF_l}^b$ cho tất cả các nhóm được tính như sau:

$$F_4 = L(8\gamma^3 + 16\gamma^2 N_T - 2\gamma^2 - 2\gamma N_T) \text{ (flops)}. \quad (3.28)$$

Biểu thức (3.28) được phân tích chi tiết trong phần **Phụ lục**. Tổng số flops để tìm ma trận tiền mã hóa thứ hai \mathbf{W}_{GP}^b được thể hiện trong biểu thức

(3.29).

$$\begin{aligned}
F_b &= F_2 + F_3 + F_4 \\
&= L(8N_T^2\gamma - 2N_T\gamma) + L(8\gamma^3 + 16\gamma^2N_T - 2\gamma^2 - 2\gamma N_T + F_{update-SLB}) \\
&\quad + L(8\gamma^3 + 16\gamma^2N_T - 2\gamma^2 - 2\gamma N_T) \quad (flops). \tag{3.29}
\end{aligned}$$

Số flops cần thiết cho phép nhân hai ma trận \mathbf{W}_{GP}^a và \mathbf{W}_{GP}^b là:

$$F_c = 8LN_T^2N_R - 2N_TN_R \quad (flops). \tag{3.30}$$

Từ những phân tích trên chúng ta có được tổng số flops cần thiết cho thuật toán tiền mã hóa đề xuất ZF-GP-LR được biểu diễn như trong biểu thức (3.31) như sau:

$$\begin{aligned}
F &= F_a + F_b + F_c \\
&= L \left[6(N_R - \gamma)(N_R + N_T - \gamma)^2 + 4(N_R - \gamma)(N_R + N_T - \gamma) \right. \\
&\quad \left. - (N_R + N_T - \gamma)^2 - (N_R + N_T - \gamma) \right] + L(8N_T^2\gamma - 2N_T\gamma) \\
&\quad + L(8\gamma^3 + 16\gamma^2N_T - 2\gamma^2 - 2\gamma N_T + F_{update-SLB}) \\
&\quad + L(8\gamma^3 + 16\gamma^2N_T - 2\gamma^2 - 2\gamma N_T) + 8LN_T^2N_R - 2N_TN_R \quad (flops) \\
&\tag{3.31}
\end{aligned}$$

$$\sim \mathcal{O}(LN_T^2N_R)$$

Độ phức tạp của các thuật toán tiền mã hóa ZF-GP-LR và LC-RBD-LR-ZF được tóm tắt trong **Bảng 3.2**. Từ bảng so sánh độ phức tạp tính toán của các thuật toán chúng ta thấy rằng, bậc phức tạp tính toán của các bộ tiền mã hóa đề xuất ZF-GP-LR và LC-RBD-LR-ZF là cùng bậc tương ứng với N_T và N_R . Tuy nhiên, chúng ta nhận thấy rằng $L < K$, do đó $LN_T^2N_R < KN_T^2N_R$.

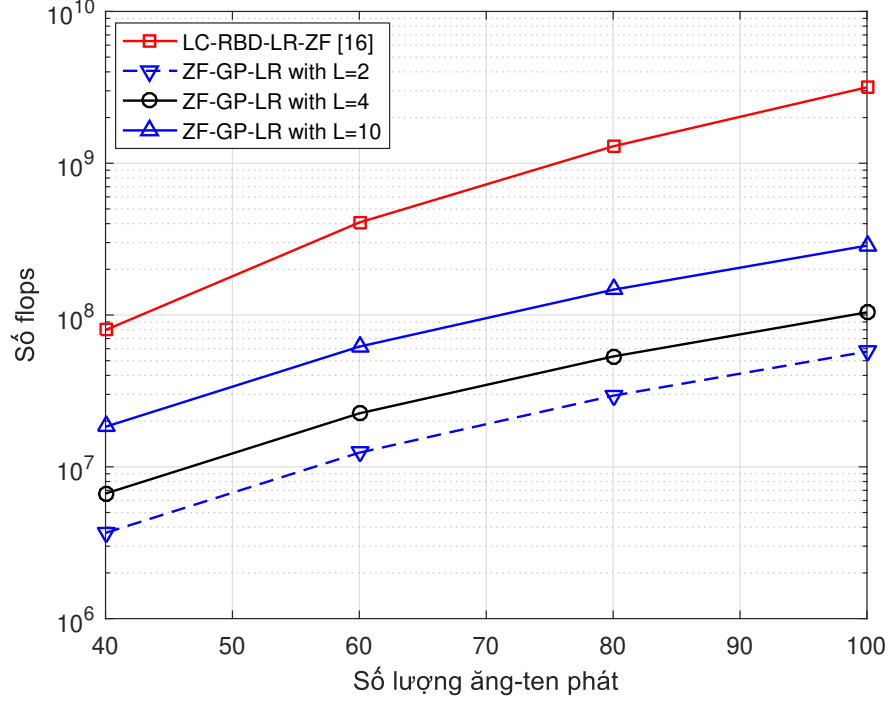
Bảng 3.2: So sánh độ phức tạp tính toán thuật toán đề xuất ZF-GP-LR với thuật toán LC-RBD-LR-ZF

Kỹ thuật tiền mã hóa	Độ phức tạp tính toán (flops)	Bậc phức tạp
$LC - RBD - LR - ZF$	$K \left[6(N_R - N_u)(N_R + N_T - N_u)^2 + 4(N_R - N_u)(N_R + N_T - N_u) - (N_R + N_T - N_u)^2 - (N_R + N_T - N_u) \right] + K(8N_T^2 N_u - 2N_T N_u) + K(16N_u^2 N_T - 2N_u N_T + 8N_u^3 - 2N_u^2 + F_{update-LLL}) + K(8N_u^3 + 16N_u^2 N_T - 2N_u^2 - 2N_u N_T) + 8KN_T^2 N_R - 2N_T N_R$	$\mathcal{O}(KN_T^2 N_R)$
$ZF - GP - LR$	$L \left[6(N_R - \gamma)(N_R + N_T - \gamma)^2 + 4(N_R - \gamma)(N_R + N_T - \gamma) - (N_R + N_T - \gamma)^2 - (N_R + N_T - \gamma) \right] + L(8N_T^2 \gamma - 2N_T \gamma) + L(8\gamma^3 + 16\gamma^2 N_T - 2\gamma^2 - 2\gamma N_T + F_{update-SLB}) + L(8\gamma^3 + 16\gamma^2 N_T - 2\gamma^2 - 2\gamma N_T) + 8LN_T^2 N_R - 2N_T N_R$	$\mathcal{O}(LN_T^2 N_R)$

3.1.4. Kết quả mô phỏng.

Trong phần này, thực hiện so sánh phẩm chất BER của hệ thống và độ phức tạp tính toán cho các thuật toán tiền mã hóa đề xuất ZF-GP-LR và thuật toán LC-RBD-LR-ZF thông qua các kết quả mô phỏng.

Hình 3.4 biểu diễn độ phức tạp tính toán của thuật toán đề xuất ZF-GP-LR và thuật toán LC-RBD-LR-ZF. Trong kịch bản này, N_T thay đổi từ 40 đến 100 ăng-ten phát. Chúng ta có thể dễ dàng thấy rằng, độ phức tạp tính toán của thuật toán tiền mã hóa đề xuất ZF-GP-LR thấp hơn đáng kể so với thuật toán LC-RBD-LR-ZF. Cụ thể, tại $N_R = N_T = 60$ ăng-ten, độ phức tạp của thuật toán ZF-GP-LR với $L = 2, 4$ và $L = 10$ xấp xỉ bằng 3.04%, 5.52% và 15.21% so với độ phức tạp của thuật toán LC-RBD-LR-ZF tương ứng. Khi số lượng nhóm người dùng L tăng lên dẫn tới độ phức tạp của thuật toán đề xuất cũng tăng lên. Tuy nhiên, giảm độ phức tạp cũng dẫn tới sự

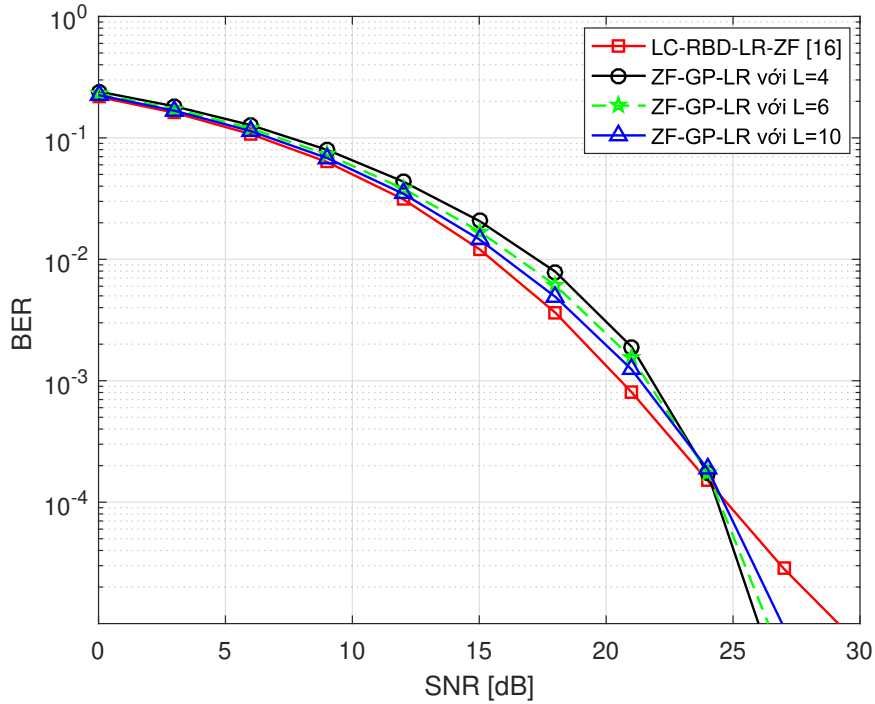


Hình 3.4: So sánh độ phức tạp tính toán của thuật toán đề xuất ZF-GP-LR và thuật toán LC-RBD-LR-ZF trong [16].

suy giảm về phẩm chất BER của hệ thống, điều này được thể hiện ở kết quả mô phỏng phẩm chất BER của hệ thống.

Tiếp theo, luận án tiến hành so sánh thời gian chạy mô phỏng để tạo ra ma trận tiền mã hóa của các thuật toán. Theo đó, thời gian chạy mô phỏng để tạo ra được ma trận tiền mã hóa của thuật toán đề xuất ZF-GP-LR (từ bước 3 đến bước 13 trong **Bảng 3.1**) với $L = 2, 4$ và 10 hết khoảng 4.4995×10^3 (s), 5.7311×10^3 (s) và 6.5892×10^3 (s). Trong khi đó, thuật toán LC-RBD-LR-ZF cần khoảng 3.1806×10^4 (s) để tạo ra các ma trận tiền mã hóa. Lưu ý rằng, thời gian chạy mô phỏng này được thực hiện cho cấu hình Massive MIMO với $N_T = 60$, $K = 60$, $N_u = 1$, tỷ số SNR = 0:3:30 dB và thời gian chạy mô phỏng này được thực hiện trên cùng một máy tính.

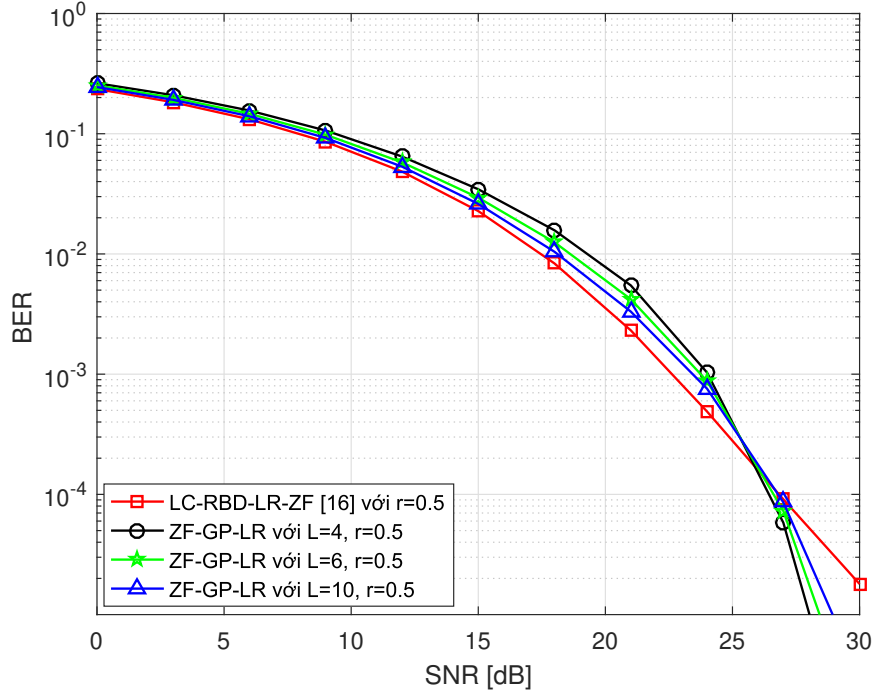
Phẩm chất BER của thuật toán tiền mã hóa đề xuất ZF-GP-LR và thuật



Hình 3.5: Phẩm chất BER của hệ thống với $N_T = 60$, $N_u = 1$, $K = 60$, $L = 4, 6$ và 10 trong điều kiện kênh truyền không có tương quan giữa các ăng-ten

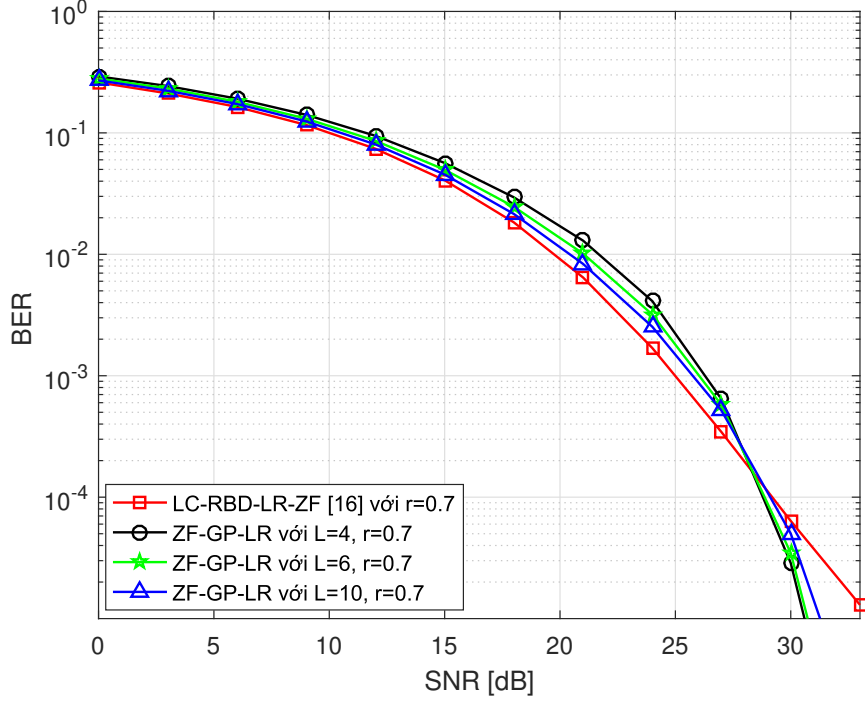
toán tiền mã hóa LC-RBD-LR-ZF được mô tả trong các kết quả mô phỏng từ Hình 3.5 đến Hình 3.7. Trong Hình 3.5 mô tả phẩm chất BER của hệ thống Massive MIMO làm việc trong điều kiện kênh truyền không chịu ảnh hưởng của hiện tượng tương quan giữa các ăng-ten thu hoặc ăng-ten phát. Trong kết quả này, các tham số mô phỏng được thực hiện như sau: $N_T = 60$, $N_u = 1$, $K = 60$, tín hiệu được điều chế 4QAM, kênh truyền từ BS đến tất cả các người dùng là kênh pha đình Rayleigh cận tĩnh, ít biến đổi trong khoảng thời gian 200 symbol. Số lượng các nhóm người dùng cho bộ tiền mã hóa đề xuất là $L = 4, 6$ và 10 nhóm. Kết quả mô phỏng trong Hình 3.5 cho thấy rằng, trong vùng SNR thấp và trung bình, đường phẩm chất BER của thuật toán tiền mã hóa đề xuất ZF-GP-LR gần tiệm cận với thuật toán LC-RBD-LR-ZF khi L tăng lên. Cụ thể, tại tỉ lệ lỗi bit BER = 10^{-3} , thuật toán đề xuất bị

suy giảm khoảng 0.6 dB, 0.7 dB và 0.9 dB trong SNR tương ứng $L = 10, 6$ và 4 nhóm so với thuật toán LC-RBD-LR-ZF. Tuy nhiên, tại vùng SNR cao thuật toán đề xuất cho phẩm chất BER tốt hơn thuật toán LC-RBD-LR-ZF.



Hình 3.6: Phẩm chất BER của hệ thống với $N_T = 60$, $N_u = 1$, $K = 60$, $L = 4, 6$ và 10 trong điều kiện kênh truyền có tương quan theo hàm mũ với hệ số tương quan $r = 0.5$

Hình 3.6 và Hình 3.7 thể hiện phẩm chất BER của hệ thống trong trường hợp kênh truyền có tương quan phát theo hàm mũ tại phía BS ($\mathbf{H}_{corr} = \mathbf{H}\mathbf{R}_T^{1/2}$) với các hệ số tương quan $r = 0.5$ và $r = 0.7$. Các tham số mô phỏng khác tương tự như các tham số sử dụng trong kết quả mô phỏng ở Hình 3.5. Tương tự như kết quả mô phỏng trong hình 3.5, các kết quả mô phỏng trong các Hình 3.6 và Hình 3.7 cho thấy rằng, phẩm chất BER của thuật toán đề xuất ZF-GP-LR gần tiệm cận với thuật toán LC-RBD-LR-ZF khi L tăng lên trong vùng SNR thấp và trung bình. Bên cạnh đó, thuật toán đề xuất cho



Hình 3.7: Phẩm chất BER của hệ thống với $N_T = 60$, $N_u = 1$, $K = 60$, $L = 4, 6$ và 10 trong điều kiện kênh truyền có tương quan theo hàm mũ với hệ số tương quan $r = 0.7$

hiệu quả BER tốt hơn so với thuật toán LC-RBD-LR-ZF trong vùng SNR cao. Kết quả mô phỏng trong Hình 3.6 và Hình 3.7 cũng chỉ ra rằng, mối tương quan không gian ảnh hưởng xấu đến phẩm chất lỗi bit của hệ thống cho dù sử dụng bất kỳ bộ tiền mã hóa nào. Lưu ý rằng, khi số lượng ăng-ten tại mỗi người dùng lớn hơn 1 ($N_u > 1$), ma trận kênh tương quan trở thành $\mathbf{H}_{corr} = \mathbf{R}_R^{1/2} \mathbf{H} \mathbf{R}_T^{1/2}$. Trong trường hợp như vậy, phẩm chất lỗi bit của tất cả các bộ tiền mã hóa được xem xét đều tiếp tục suy giảm. Tuy nhiên dạng đường cong BER của các bộ tiền mã hóa vẫn tương tự như các kết quả mô phỏng trong các Hình 3.6 và Hình 3.7.

Để cân bằng giữa độ phức tạp tính toán và phẩm chất BER của hệ thống, L nên được lựa chọn bằng $N_R/2N_u$ là hiệu quả nhất khi K là một số chẵn.

Ngược lại, khi K là một số lẻ, L nên được lựa chọn trùng với ước số liền kề ước số số lớn nhất của K là hiệu quả nhất.

3.2. Kỹ thuật tiền mã hóa tuyến tính trong hệ thống Massive MIMO trong điều kiện kênh truyền không hoàn hảo dưới sự hỗ trợ của thuật toán PCA.

3.2.1. Mô hình hệ thống.

Xem xét mô hình hệ thống Massive MIMO như hình 1.8. Chúng ta thấy rằng, trong thực tế việc BS có được thông tin về trạng thái kênh truyền hoàn hảo là điều tương đối khó khăn trong hệ thống Massive MIMO. Nói cách khác, hệ thống phải hoạt động trong điều kiện CSI không hoàn hảo. Độ chính xác của CSI có được tại BS phụ thuộc vào các công cụ ước lượng kênh được sử dụng. Giả thiết rằng, ma trận kênh truyền không hoàn hảo từ BS đến tất cả người dùng được biểu diễn bằng $\mathbf{H} = \left[\mathbf{H}_1^T \quad \mathbf{H}_2^T \quad \dots \quad \mathbf{H}_K^T \right]^T \in \mathbb{C}^{N_R \times N_T}$ thu được bằng bộ ước lượng kênh MMSE, có thể được mô hình hóa như sau [60], [61]:

$$\mathbf{H} = \sqrt{1 - \phi^2} \tilde{\mathbf{H}} + \phi \mathbf{E}_{err}, \quad (3.32)$$

trong đó $\tilde{\mathbf{H}} = \left[\tilde{\mathbf{H}}_1^T \quad \tilde{\mathbf{H}}_2^T \quad \dots \quad \tilde{\mathbf{H}}_K^T \right]^T \in \mathbb{C}^{N_R \times N_T}$ là kênh truyền pha định Rayleigh hoàn hảo từ BS đến tất cả người dùng, các đầu vào \tilde{h}_{ij} là các biến Gauss phức ngẫu nhiên có giá trị trung bình bằng 0 và phương sai bằng 1. $\mathbf{E}_{err} \in \mathbb{C}^{N_R \times N_T}$ là ma trận lỗi ước lượng kênh. $\phi \in [0, 1]$ là một tham số để đánh giá độ chính xác của bộ ước lượng kênh. Từ biểu thức (3.32) chúng ta thấy rằng, nếu $\phi = 0$, điều này có nghĩa rằng không có lỗi ước lượng kênh và CSI tại BS là hoàn hảo. Ngược lại, nếu $\phi = 1$, kênh truyền bị ước lượng sai hoàn toàn.

3.2.2. Tổng quan về kỹ thuật phân tích thành phần chính PCA.

Kỹ thuật phân tích các thành phần chính PCA được trình bày trong các tài liệu [62], [63] và [64]. PCA là một công cụ toán học sử dụng một phép biến đổi trực giao để chuyển đổi một tập các biến có tương quan thành một tập các giá trị không tương quan tuyến tính, được gọi là các thành phần chính. Đặt $\mathbf{U} \in \mathbb{C}^{M \times N}$ là tập dữ liệu gốc và $\mathbf{Y} \in \mathbb{C}^{M \times N}$ là biểu diễn lại của tập dữ liệu đó. Trên cơ sở kỹ thuật phân tích giá trị riêng của $\mathbf{U}\mathbf{U}^T$ trong đại số tuyến tính, mối quan hệ giữa \mathbf{Y} và \mathbf{U} được biểu diễn như sau [21], [62]:

$$\mathbf{Y} = \mathbf{B}\mathbf{U}. \quad (3.33)$$

trong đó, $\mathbf{B} \in \mathbb{C}^{M \times M}$ được định nghĩa là thành phần chính của \mathbf{U} . Do đó, biểu thức (3.33) có thể được biểu diễn lại như sau:

$$[\mathbf{y}_1 \ \mathbf{y}_2 \ \dots \ \mathbf{y}_N] = \begin{bmatrix} \mathbf{b}_1 \\ \mathbf{b}_2 \\ \vdots \\ \mathbf{b}_M \end{bmatrix} [\mathbf{u}_1 \ \mathbf{u}_2 \ \dots \ \mathbf{u}_N], \quad (3.34)$$

ở đây $\mathbf{b}_i \in \mathbb{C}^{1 \times M}$ ($i = 1, 2, \dots, M$) là các hàng của \mathbf{B} , đồng thời là các véc-tơ cơ sở tương ứng với các véc-tơ riêng của ma trận hiệp phương sai $\mathbf{U}\mathbf{U}^T$. Ma trận \mathbf{B} được định nghĩa theo cách trong đó thành phần chính đầu tiên \mathbf{b}_1 có phương sai lớn nhất, mỗi thành phần tiếp theo có phương sai giảm dần trong sự ràng buộc của nó là tính trực giao với các thành phần phía trước.

Theo [21], [62] và [63] kỹ thuật PCA trên cơ sở phân tách giá trị riêng của $\mathbf{U}\mathbf{U}^T$ có thể được tóm lược qua những bước chính như sau:

Đầu tiên, mỗi hàng của \mathbf{U} được chuẩn hóa tới giá trị 0 và được biểu diễn

như sau:

$$\tilde{\mathbf{U}} = \mathbf{U} - \mathbf{U}_{mean}, \quad (3.35)$$

trong đó $\mathbf{U}_{mean} \in \mathbb{C}^{M \times N}$ biểu diễn giá trị trung bình của các hàng trong ma trận \mathbf{U} . Định nghĩa $\mathbf{v}_k = (\mathbf{v}_1, \mathbf{v}_2, \dots, \mathbf{v}_m) \in \mathbb{C}^{M \times 1}$ là tập các véc-tơ riêng được liên kết với các giá trị riêng μ_k của ma trận hiệp phương sai $\tilde{\mathbf{U}}\tilde{\mathbf{U}}^T$. Do đó ta có:

$$(\tilde{\mathbf{U}}\tilde{\mathbf{U}}^T)\mathbf{v}_k = \mu_k\mathbf{v}_k, \quad (3.36)$$

trong đó $\mu_k = (\mu_1, \mu_2, \dots, \mu_m) \in \mathbb{R}^{M \times 1}$. Áp dụng kỹ thuật phân tách QR đối với ma trận $\tilde{\mathbf{U}}$, chúng ta có:

$$\tilde{\mathbf{U}} = \mathbf{Q}\mathbf{R}, \quad (3.37)$$

với $\mathbf{R} \in \mathbb{C}^{M \times N}$ là một ma trận tam giác trên, $\mathbf{Q}_{nor} \in \mathbb{C}^{M \times M}$ là một ma trận đơn nhất. Do đó chúng ta có thể biểu diễn:

$$\tilde{\mathbf{U}}\tilde{\mathbf{U}}^T = \mathbf{Q}\mathbf{R}(\mathbf{Q}\mathbf{R})^T. \quad (3.38)$$

Áp dụng kỹ thuật phân tách SVD, ma trận \mathbf{R}^H có thể được biểu diễn như sau:

$$\mathbf{R}^H = \mathbf{U}\Sigma\mathbf{V}^H. \quad (3.39)$$

Thay biểu thức (3.39) vào (3.38), chúng ta thấy rằng

$$\begin{aligned} \tilde{\mathbf{U}}\tilde{\mathbf{U}}^T &= \mathbf{Q}(\mathbf{U}\Sigma\mathbf{V}^H)^T(\mathbf{U}\Sigma\mathbf{V}^T)\mathbf{Q}^T \\ &= \mathbf{Q}\mathbf{V}\Sigma^2(\mathbf{Q}\mathbf{V})^T. \end{aligned} \quad (3.40)$$

Hoặc tương tự, chúng ta có:

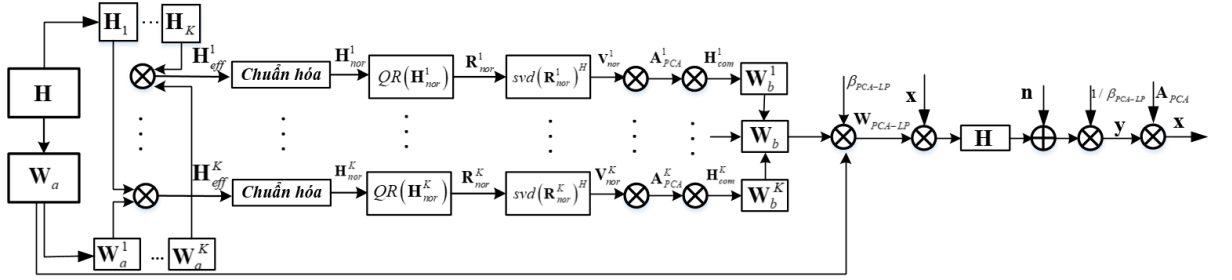
$$(\tilde{\mathbf{U}}\tilde{\mathbf{U}}^T)(\mathbf{Q}\mathbf{V}) = (\mathbf{Q}\mathbf{V})\Sigma^2. \quad (3.41)$$

Từ biểu thức (3.36) và (3.41), chúng ta có thể dễ dàng thấy rằng, các véc-tơ riêng và các giá trị riêng của ma trận hiệp phương sai $\tilde{\mathbf{U}}\tilde{\mathbf{U}}^T$ tương ứng với các ma trận $\mathbf{Q}\mathbf{V}$ và Σ^2 tương ứng. Do đó, ma trận thành phần chính \mathbf{B} được tính bằng:

$$\mathbf{B} = \mathbf{Q}\mathbf{V}. \quad (3.42)$$

3.2.3. Thuật toán tiền mã hóa đề xuất PCA-LP.

Trong tiểu mục này, Luận án xây dựng một thuật toán tiền mã hóa tuyến tính trên cơ sở kỹ thuật PCA, được gọi tắt là bộ tiền mã hóa PCA-LP (*Principal component analysis aided Linear Precoding*). Sơ đồ khối bộ tiền mã hóa đề xuất PCA-LP được mô tả như trong Hình 3.8.



Hình 3.8: Sơ đồ khối của bộ tiền mã hóa đề xuất PCA-LP.

Trong đề xuất này, ma trận tiền mã hóa được thiết kế có dạng như sau:

$$\mathbf{W}_{PCA_LP} = \beta_{PCA-LP} \mathbf{W}_a \mathbf{W}_b, \quad (3.43)$$

với $\mathbf{W}_a \in \mathbb{C}^{N_T \times N_R}$, $\mathbf{W}_b \in \mathbb{C}^{N_R \times N_R}$, và β_{PCA-LP} là hệ số chuẩn hóa công suất.

β_{PCA-LP} được tính bằng:

$$\beta_{PCA-LP} = \sqrt{\frac{N_R}{\text{trace} \left[(\mathbf{W}_a \mathbf{W}_b) (\mathbf{W}_a \mathbf{W}_b)^H \right]}}. \quad (3.44)$$

Ma trận tiền mã hóa đầu tiên \mathbf{W}_a trong biểu thức (3.43) thu được bằng

cách sử dụng kỹ thuật MMSE truyền thông như sau:

$$\begin{aligned}\mathbf{W}_a &= \mathbf{H}^H (\mathbf{H}\mathbf{H}^H + \sigma_n^2 \mathbf{I}_{N_R})^{-1} \\ &= [\mathbf{W}_a^1, \mathbf{W}_a^2, \dots, \mathbf{W}_a^K],\end{aligned}\quad (3.45)$$

trong đó $\sigma_n^2 = \sigma^2/E_s$, E_s là năng lượng của mỗi symbol phát và $\mathbf{W}_a^u \in \mathbb{C}^{N_T \times N_u}$ ($u = 1, 2, \dots, K$) là ma trận tiền mã hóa cho người dùng thứ u .

Ma trận tiền mã hóa thứ hai \mathbf{W}_b được xây dựng trên cơ sở kỹ thuật phân tích thành phần chính PCA như sau:

Đầu tiên, sử dụng \mathbf{W}_a^u trong (3.45), chúng ta có được ma trận kênh hiệu quả cho người dùng thứ u được biểu diễn như sau:

$$\mathbf{H}_{eff}^u = \mathbf{H}_u \mathbf{W}_a^u, \quad (3.46)$$

trong đó $\mathbf{H}_u \in \mathbb{C}^{N_u \times N_T}$ là ma trận kênh truyền từ BS đến người dùng thứ u .

Tiếp theo, ma trận kênh \mathbf{H}_{eff}^u được chuẩn hóa tới $\mathbf{H}_{nor}^u \in \mathbb{C}^{N_u \times N_u}$ với trung bình bằng 0 như sau:

$$\mathbf{H}_{nor}^u = \mathbf{H}_{eff}^u - \mathbf{H}_{mean}^u, \quad (3.47)$$

ở đây $\mathbf{H}_{mean}^u \in \mathbb{C}^{N_u \times N_u}$ được định nghĩa là ma trận trung bình, mỗi phần tử của \mathbf{H}_{mean}^u là giá trị trung bình của hàng tương ứng trong ma trận \mathbf{H}_{eff}^u .

Áp dụng kỹ thuật phân tách QR đối với ma trận \mathbf{H}_{nor}^u ta có:

$$\mathbf{H}_{nor}^u = \mathbf{Q}_{nor}^u \mathbf{R}_{nor}^u, \quad (3.48)$$

với $\mathbf{R}_{nor}^u \in \mathbb{C}^{N_u \times N_u}$ là một ma trận tam giác trên, $\mathbf{Q}_{nor}^u \in \mathbb{C}^{N_u \times N_u}$ là ma trận đơn nhất với các cột trực giao.

Sau đó, thực hiện phân tách SVD áp dụng trên ma trận $(\mathbf{R}_{nor}^u)^H$ như sau:

$$(\mathbf{R}_{nor}^u)^H = \mathbf{U}_{nor}^u \mathbf{\Sigma}_{nor}^u (\mathbf{V}_{nor}^u)^H, \quad (3.49)$$

trong đó $\mathbf{U}_{nor}^u \in \mathbb{C}^{N_u \times N_u}$ và $\mathbf{V}_{nor}^u \in \mathbb{C}^{N_u \times N_u}$ là các ma trận đơn nhất có các cột trực giao, $\mathbf{\Sigma}_{nor}^u \in \mathbb{R}^{N_u \times N_u}$ là một ma trận đường chéo.

Ma trận hệ số thành phần chính $\mathbf{A}_{PCA}^u \in \mathbb{C}^{N_u \times N_u}$ cho người dùng thứ u được tính như sau:

$$\mathbf{A}_{PCA}^u = \mathbf{Q}_{nor}^u \mathbf{V}_{nor}^u. \quad (3.50)$$

Sử dụng \mathbf{A}_{PCA}^u và \mathbf{H}_{eff}^u , ma trận kênh kết hợp $\mathbf{H}_{com}^u \in \mathbb{C}^{N_u \times N_u}$ cho người dùng thứ u được tính bằng:

$$\mathbf{H}_{com}^u = \mathbf{A}_{PCA}^u \mathbf{H}_{eff}^u. \quad (3.51)$$

Từ biểu thức (3.51), ma trận tiền mã hóa $\mathbf{W}_b^u \in \mathbb{C}^{N_u \times N_u}$ cho người dùng thứ u trên cơ sở thuật toán tiền mã hóa ZF truyền thống được biểu diễn như sau:

$$\mathbf{W}_b^u = (\mathbf{H}_{com}^u)^H [\mathbf{H}_{com}^u (\mathbf{H}_{com}^u)^H]^{-1}. \quad (3.52)$$

Cuối cùng, ma trận tiền mã hóa thứ hai \mathbf{W}_b và ma trận hệ số thành phần chính $\mathbf{A}_{PCA} \in \mathbb{C}^{N_R \times N_R}$ cho tất cả người dùng được thiết kế có dạng như sau:

$$\mathbf{W}_b = \begin{bmatrix} \mathbf{W}_b^1 & 0 & 0 \\ 0 & \mathbf{W}_b^2 & 0 \\ \vdots & \vdots & \ddots \\ 0 & 0 & \mathbf{W}_b^K \end{bmatrix}. \quad (3.53)$$

$$\mathbf{A}_{PCA} = \begin{bmatrix} \mathbf{A}_{PCA}^1 & 0 & 0 \\ 0 & \mathbf{A}_{PCA}^2 & 0 \\ \vdots & \vdots & \ddots \\ 0 & 0 & \mathbf{A}_{PCA}^K \end{bmatrix}. \quad (3.54)$$

Bảng 3.3: Thuật toán tiền mã hóa đề xuất PCA-LP.

(1)	Đầu vào: N_T, N_R, \mathbf{H} .
(2)	Tạo ra ma trận $\mathbf{W}_a = [\mathbf{W}_a^1, \mathbf{W}_a^2, \dots, \mathbf{W}_a^K]$ như trong (3.45)
(3)	Tính các ma trận $\mathbf{H}_{eff}^u = \mathbf{H}_u \mathbf{W}_a^u$ và $\mathbf{H}_{nor}^u = \mathbf{H}_{eff}^u - \mathbf{H}_{mean}^u$.
(4)	Áp dụng kỹ thuật phân tách QR tới \mathbf{H}_{nor}^u : $\mathbf{H}_{nor}^u = \mathbf{Q}_{nor}^u \mathbf{R}_{nor}^u$.
(5)	Áp dụng kỹ thuật phân tách SVD tới $(\mathbf{R}_{nor}^u)^H$: $(\mathbf{R}_{nor}^u)^H = \mathbf{U}_{nor}^u \mathbf{\Sigma}_{nor}^u (\mathbf{V}_{nor}^u)^H$.
(6)	Tạo ra các ma trận $\mathbf{A}_{PCA}^u = \mathbf{Q}_{nor}^u \mathbf{V}_{nor}^u$ and $\mathbf{H}_{com}^u = \mathbf{A}_{PCA}^u \mathbf{H}_{eff}^u$.
(7)	Tạo ra ma trận tiền mã hóa $\mathbf{W}_b^u = (\mathbf{H}_{com}^u)^H [\mathbf{H}_{com}^u (\mathbf{H}_{com}^u)^H]^{-1}$.
(8)	Lặp lại bước 3 tới bước 7 cho đến khi thu được các ma trận \mathbf{W}_b^u cho tất cả các người dùng.
(9)	Tạo ra các ma trận \mathbf{W}_b và \mathbf{A}_{PCA} bằng các sắp xếp \mathbf{W}_b^u and \mathbf{A}_{PCA}^u tới các đường chéo chính của \mathbf{W}_b và \mathbf{A}_{PCA} như trong (3.53) và (3.54) tương ứng.
(10)	Đầu ra: $\mathbf{W}_a = [\mathbf{W}_a^1, \mathbf{W}_a^2, \dots, \mathbf{W}_a^K]$, $\mathbf{W}_b = \text{diag}(\mathbf{W}_b^1, \mathbf{W}_b^2, \dots, \mathbf{W}_b^K)$, $\mathbf{A}_{PCA} = \text{diag}(\mathbf{A}_{PCA}^1, \mathbf{A}_{PCA}^2, \dots, \mathbf{A}_{PCA}^K)$, $\beta_{PCA-LP} = \sqrt{\frac{N_R}{\text{trace}(\mathbf{W}_{PCA-LP} \mathbf{W}_{PCA-LP}^H)}}$.

Thuật toán tiền mã hóa đề xuất PCA-LP được tóm tắt trong **Bảng 3.3**.

Tại phía người dùng, véc-tơ tín hiệu thu được của tất cả người dùng có thể được biểu diễn như sau:

$$\mathbf{y} = \mathbf{H} \mathbf{W}_{PCA-LP} \mathbf{x} + \mathbf{n}. \quad (3.55)$$

Sử dụng \mathbf{y} trong biểu thức (3.55), khi đó véc-tơ tín hiệu ước lượng có thể biểu diễn bằng:

$$\hat{\mathbf{x}} = \mathbf{A}_{PCA} \mathbf{y} / \beta_{PCA-LP} = \mathbf{A}_{PCA} [(\mathbf{H} \mathbf{W}_{PCA-LP} \mathbf{x} + \mathbf{n}) / \beta_{PCA-LP}]. \quad (3.56)$$

Đặt $\mathbf{W}_{PCA} = \mathbf{W}_a \mathbf{W}_b$, từ biểu thức (3.56), ma trận hiệp phương sai của lỗi được biểu diễn trong biểu thức (3.57). Biểu thức này được chứng minh

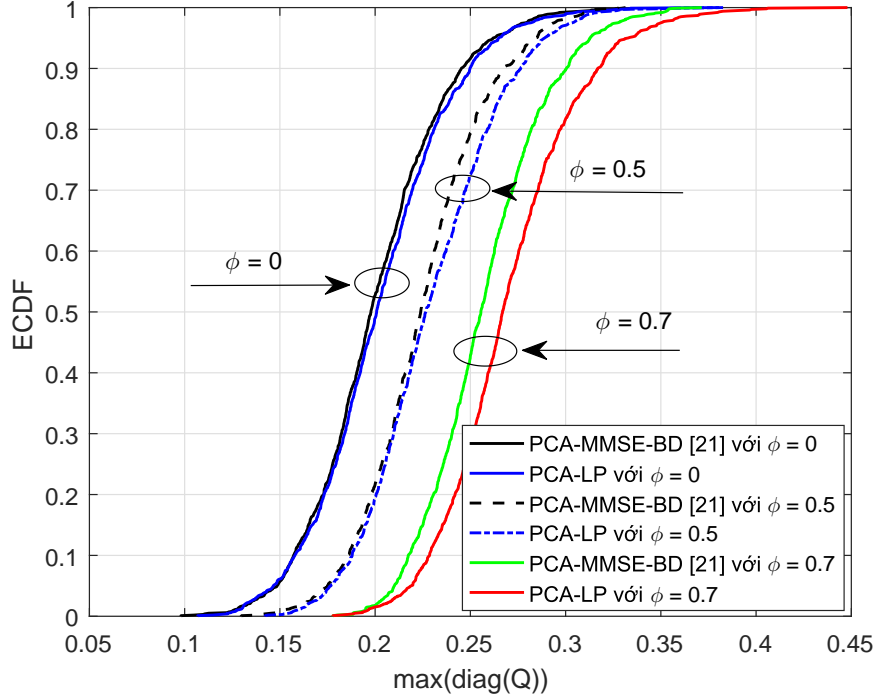
chi tiết trong phần phụ lục.

$$\begin{aligned}
\mathbf{Q} &= E \left\{ \text{trace} \left[(\hat{\mathbf{x}} - \mathbf{x})(\hat{\mathbf{x}} - \mathbf{x})^H \right] \right\} \\
&= \text{trace} \left\{ E_s (\mathbf{A}_{PCA} \mathbf{H} \mathbf{W}_{PCA} - \mathbf{I}_{N_R}) (\mathbf{A}_{PCA} \mathbf{H} \mathbf{W}_{PCA} - \mathbf{I}_{N_R})^H \right. \\
&\quad \left. + \frac{\sigma^2}{\beta_{PCA-LP}^2} \mathbf{A}_{PCA} \mathbf{A}_{PCA}^H \right\} \tag{3.57}
\end{aligned}$$

Hình 3.9 mô tả kết quả hàm ECDF của giá trị phần tử lớn nhất trên đường chéo của \mathbf{Q} trong (3.57) cho các bộ tiền mã hóa PCA-LP và kỹ thuật PCA hỗ trợ tiền mã hóa MMSE kết hợp với BD (PCA-MMSE-BD: *PCA-aided Minimum Mean Square Error combination with Block Diagonalization*) đề xuất trong [21] tại các mức độ chính xác khác nhau của các bộ ước lượng kênh. Có thể nhận thấy từ kết quả mô phỏng rằng, các phần tử lớn nhất trên các đường chéo của ma trận hiệp phương sai lỗi cho cả hai bộ tiền mã hóa đều tăng khi lỗi ước lượng kênh tăng lên. Ngoài ra, bộ tiền mã hóa PCA-MMSE-BD cung cấp phần tử lỗi lớn nhất nhỏ hơn một chút so với bộ tiền mã hóa PCA-LP trong mọi trường hợp.

Trong Hình 3.10 mô tả hàm ECDF cho tổng tất cả các phần tử trên đường chéo của các ma trận hiệp phương sai lỗi cho bộ tiền mã hóa PCA-MMSE-BD và bộ tiền mã hóa đề xuất PCA-LP. Như có thể thấy trong kết quả mô phỏng, tổng tất cả các phần tử trên đường chéo có dạng tương tự như phần tử lớn nhất trên đường chéo. Tương tự như kết quả mô phỏng trong Hình 3.9, sai số bình phương trung bình (MSEs: *Mean square errors*) của cả hai bộ tiền mã hóa tăng khi lỗi ước lượng kênh ϕ tăng lên.

Do các phần tử trên đường chéo của ma trận hiệp phương sai lỗi xác định sai số bình phương trung bình MSEs giữa các symbol phát và các symbol được phục hồi, phẩm chất BER của bộ tiền mã hóa PCA-MMSE-BD và bộ



Hình 3.9: Hàm ECDF cho phần tử lớn nhất trên đường chéo của \mathbf{Q} với $N_T = 64$, $N_u = 2$ và $K = 32$.

tiền mã hóa đề xuất PCA-LP giảm khi lỗi ước lượng kênh ϕ tăng lên. May mắn thay, MSEs cao hơn một chút của bộ tiền mã hóa đề xuất không phát sinh sự suy giảm phẩm chất BER so với bộ tiền mã hóa PCA-MMSE-BD.

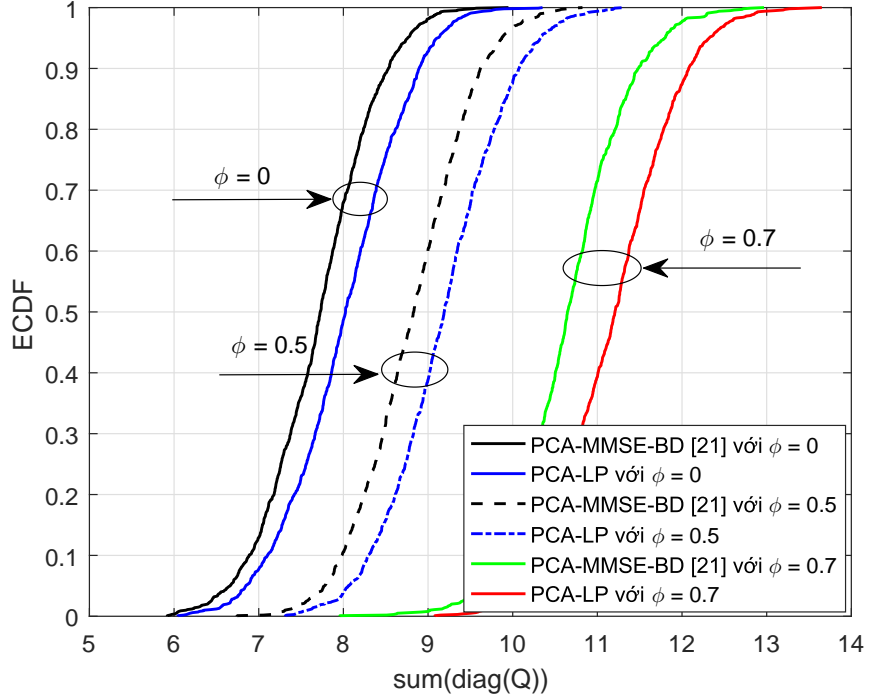
3.2.4. Phân tích độ phức tạp tính toán

Tương tự như các phần trước, độ phức tạp tính toán được tính bằng đơn vị flops. Trong phần này, thực hiện phân tích chi tiết độ phức tạp tính toán cho bộ tiền mã hóa đề xuất PCA-LP, đồng thời so sánh với độ phức tạp của các bộ tiền mã hóa đề xuất trong [16] và PCA-MMSE-BD đề xuất trong [21].

Độ phức tạp tính toán của bộ tiền mã hóa PCA-LP được tính như sau:

$$F_{PCA-LP} = F_1 + F_2 + F_3 \quad (flops) \quad (3.58)$$

trong đó F_1 and F_2 là số flops để tìm các ma trận \mathbf{W}_a và \mathbf{W}_b , F_3 là số flops



Hình 3.10: Hàm ECDF cho tổng tất cả các phần tử trên đường chéo của \mathbf{Q} với $N_T = 64$, $N_u = 2$ và $K = 32$.

cần thiết cho phép nhân hai ma trận \mathbf{W}_a và \mathbf{W}_b .

Số flops để tìm được ma trận \mathbf{W}_a được tính bằng:

$$F_1 = 8N_R^3 + 16N_R^2N_T - N_R^2 - 2N_RN_T + N_R + 1 \quad (flops) \quad (3.59)$$

Tương tự, số flops cần thiết để tìm được thành phần ma trận tiền mã hóa thứ hai \mathbf{W}_b được tính toán như sau:

$$F_2 = F_4 + F_5 + F_6 + F_7 + F_8 + F_9 \quad (flops) \quad (3.60)$$

ở đây, F_4 là số flops cần thiết cho phép nhân hai ma trận \mathbf{H}_u và \mathbf{W}_a^u ; F_5 là số flops cho các hoạt động phân tách QR cho các ma trận \mathbf{H}_{nor}^u ; F_6 là số flops cho các hoạt động phân tách SVD trên ma trận $(\mathbf{R}_{nor}^u)^H$; F_7 là số flops cần thiết cho phép nhân hai ma trận \mathbf{Q}_{nor}^u và \mathbf{V}_{nor}^u ; tương tự F_8 là số flops cho phép nhân hai ma trận \mathbf{A}_{PCA}^u và \mathbf{H}_{eff}^u . Cuối cùng, F_9 là số flops cần thiết

để tìm các ma trận \mathbf{W}_b^u . Những thành phần này được tính toán chi tiết như sau:

$$F_4 = K(8N_u^2 N_T - 2N_u^2) \quad (flops) \quad (3.61)$$

$$F_5 = K(6N_u^3 + 3N_u^2 - N_u) \quad (flops) \quad (3.62)$$

$$F_6 = 21KN_u^3 \quad (flops) \quad (3.63)$$

$$F_7 = K(8N_u^3 - 2N_u^2) \quad (flops) \quad (3.64)$$

$$F_8 = K(8N_u^3 - 2N_u^2) \quad (flops) \quad (3.65)$$

$$F_9 = K(24N_u^3 - 4N_u^2) \quad (flops) \quad (3.66)$$

Bên cạnh đó, số flops cần thiết cho phép nhân hai ma trận \mathbf{W}_a và \mathbf{W}_b được tính bằng:

$$F_3 = 8N_R^2 N_T - 2N_R N_T \quad (flops) \quad (3.67)$$

Từ những phân tích trên, độ phức tạp tính toán của thuật toán tiền mã hóa đề xuất PCA-LP được biểu diễn như trong biểu thức (3.68).

$$\begin{aligned} F_{PCA-LP} &= F_1 + F_2 + F_3 \\ &= 8N_R^3 + 16N_R^2 N_T - N_R^2 - 2N_R N_T + 1 + K(8N_u^2 N_T - 2N_u^2) \\ &\quad + K(6N_u^3 + 3N_u^2 - N_u) + 21KN_u^3 + 2K(8N_u^3 - 2N_u^2) \\ &\quad + K(24N_u^3 - 4N_u^2) + 8N_R^2 N_T - 2N_R N_T \quad (flops) \quad (3.68) \\ &\sim \mathcal{O}(N_T N_R^2). \end{aligned}$$

Độ phức tạp của các bộ tiền mã hóa LC-RBD-LR-ZF, PCA-MMSE-BD và bộ tiền mã hóa đề xuất PCA-LP được tóm tắt trong **Bảng 3.4**. Từ bảng

so sánh độ phức tạp tính toán chúng ta thấy rằng, bậc phức tạp tính toán của bộ tiền mã hóa đề xuất PCA-LP là $N_T N_R^2$, cùng bậc phức tạp với thuật toán PCA-MMSE-BD. Trong khi đó, độ phức tạp tính toán của thuật toán LC-RBD-LR-ZF là $K N_T^2 N_R$. Bên cạnh đó, chúng ta thấy rằng $N_T \geq N_R$, do đó bậc phức tạp của thuật toán đề xuất PCA-LP luôn luôn thỏa mãn $N_T N_R^2 < K N_T^2 N_R$.

Bảng 3.4: So sánh độ phức tạp tính toán của thuật toán đề xuất với các thuật toán LC-RBD-LR-ZF và PCA-MMSE-BD

Kỹ thuật tiền mã hóa	Độ phức tạp tính toán (flops)	Bậc phức tạp
<i>LC – RBD – LR – ZF</i>	$K \left[6(N_R - N_u)(N_R + N_T - N_u)^2 + 4(N_R - N_u)(N_R + N_T - N_u) - (N_R + N_T - N_u)^2 - (N_R + N_T - N_u) \right] + K(8N_T^2 N_u - 2N_T N_u) + K(16N_u^2 N_T - 2N_u N_T + 8N_u^3 - 2N_u^2 + F_{update-LLL}) + K(8N_u^3 + 16N_u^2 N_T - 2N_u^2 - 2N_u N_T) + 8K N_T^2 N_R - 2N_T N_R$	$\mathcal{O}(K N_T^2 N_R)$
<i>PCA – MMSE – BD</i>	$\left[8N_R^3 + 16N_R^2 N_T - N_R^2 - 2N_R N_T + N_R + 1 \right] + K(6N_T^2 N_u + 4N_T N_u - N_u^2 - N_u) + K(8N_u^2 N_T - 2N_u^2) + K(24N_u^3 + 4N_u^2 - 2N_u) + 41K N_u^3 + K(8N_u^3 - 2N_u^2) + K(16N_u^3 - 4N_u^2) + K(56N_u^3 - 8N_u^2) + 8N_R^2 N_T - 2N_R N_T$	$\mathcal{O}(N_T N_R^2)$
<i>PCA – LP</i>	$8N_R^3 + 16N_R^2 N_T - N_R^2 - 2N_R N_T + 1 + K(8N_u^2 N_T - 2N_u^2) + K(6N_u^3 + 3N_u^2 - N_u) + 21K N_u^3 + 2K(8N_u^3 - 2N_u^2) + K(24N_u^3 - 4N_u^2) + 8N_R^2 N_T - 2N_R N_T$	$\mathcal{O}(N_T N_R^2)$

3.2.5. Kết quả mô phỏng.

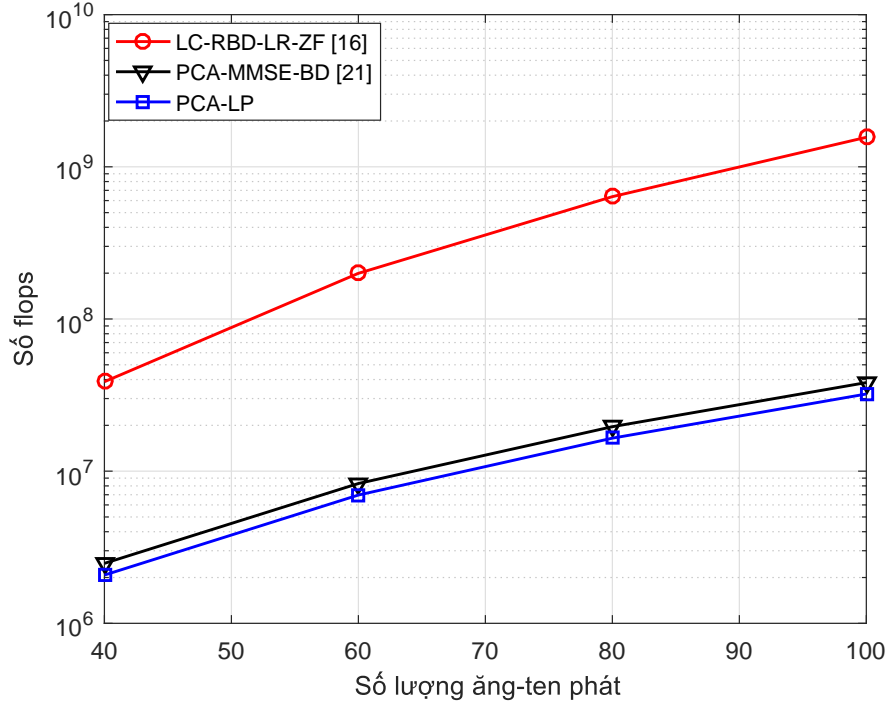
Trong tiểu mục này, Luận án tiến hành so sánh cả hai tiêu chí độ phức tạp tính toán và tỷ lệ lỗi bit BER của bộ tiền mã hóa đề xuất PCA-LP so với các bộ tiền mã hóa LC-RBD-LR-ZF và PCA-MMSE-BD thông qua các kết quả mô phỏng.

Trong Hình 3.11 thể hiện độ phức tạp tính toán của các bộ tiền mã hóa PCA-LP, LC-RBD-LR-ZF và PCA-MMSE-BD. Trong kịch bản này, tham số N_T được thiết lập bằng N_R và thay đổi từ 40 tới 100 ăng-ten, $N_u = 2$, và $K = N_R/2$. Kết quả biểu diễn độ phức tạp tính toán cho thấy rằng, độ phức tạp tính toán của bộ tiền mã hóa đề xuất PCA-LP là thấp hơn bộ tiền mã hóa PCA-MMSE-BD và thấp hơn đáng kể so với các bộ tiền mã hóa LC-RBD-LR-ZF. Cụ thể, tại $N_R = N_T = 80$ ăng-ten, độ phức tạp tính toán của bộ tiền mã hóa đề xuất PCA-LP xấp xỉ bằng 2.58% và 84.07% so với độ phức tạp tính toán của các bộ tiền mã hóa LC-RBD-LR-ZF và PCA-MMSE-BD tương ứng. Chúng ta có thể thấy rằng, độ phức tạp của bộ tiền mã hóa LC-RBD-LR-ZF trở nên rất lớn bởi hai nguyên nhân:

- Thứ nhất: Số lượng hoạt động QR được áp dụng cho ma trận kênh mở rộng là quá lớn. Khi ma trận kênh được mở rộng làm cho kích thước tăng lên, điều này dẫn tới số flops cần thiết cho mỗi hoạt động QR cũng tăng lên.
- Thứ hai: Kích thước của các ma trận $\mathbf{W}^a \in \mathbb{C}^{N_T \times KN_T}$ và $\mathbf{W}^b \in \mathbb{C}^{KN_T \times N_R}$ tăng tuyến tính với N_R và N_T . Do đó, số flops cần thiết cho phép nhân hai ma trận này cũng tăng lên.

Chúng ta thấy rằng, độ phức tạp tính toán có ảnh hưởng trực tiếp đến thời gian chạy mô phỏng của các thuật toán. Cụ thể, thời gian chạy mô phỏng để tạo ra được ma trận tiền mã hóa đề xuất \mathbf{W}_{PCA_LP} (từ bước 2 đến bước 10 trong **Bảng 3.3**) hết khoảng 1.3912×10^3 (s). Trong khi đó, các thuật toán LC-RBD-LR-ZF và PCA-MMSE-BD cần khoảng 1.9994×10^4 (s) và 2.1975×10^3 (s) để tạo ra các ma trận tiền mã hóa tương ứng. Lưu ý rằng,

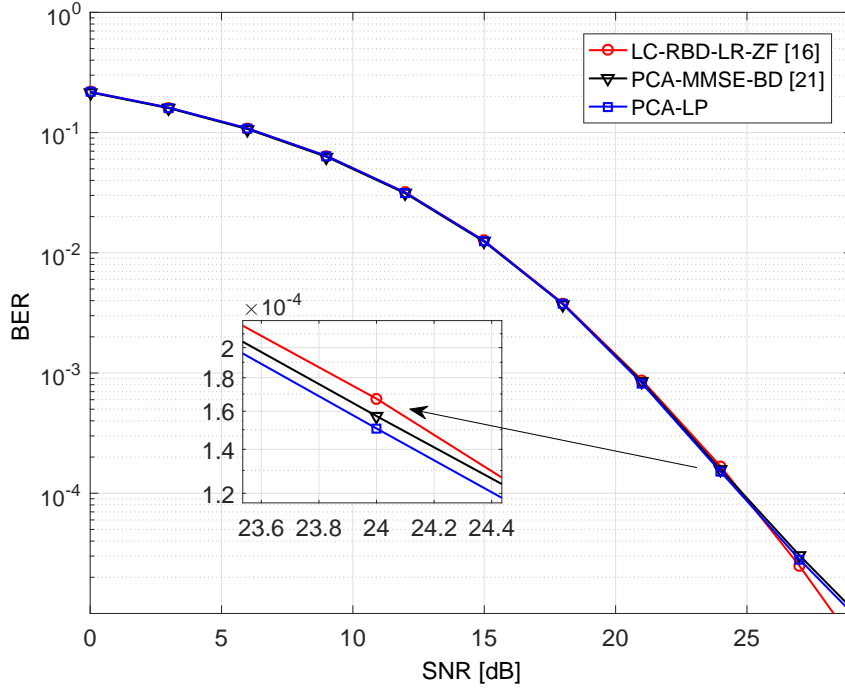
thời gian chạy mô phỏng này được thực hiện cho cấu hình Massive MIMO với $N_T = 64$, $K = 32$, $N_u = 2$, tỷ số SNR = 0:3:30 dB và thời gian chạy mô phỏng này được thực hiện trên cùng một máy tính.



Hình 3.11: So sánh độ phức tạp tính toán của thuật toán đề xuất với các thuật toán LC-RBD-LR-ZF và PCA-MMSE-BD.

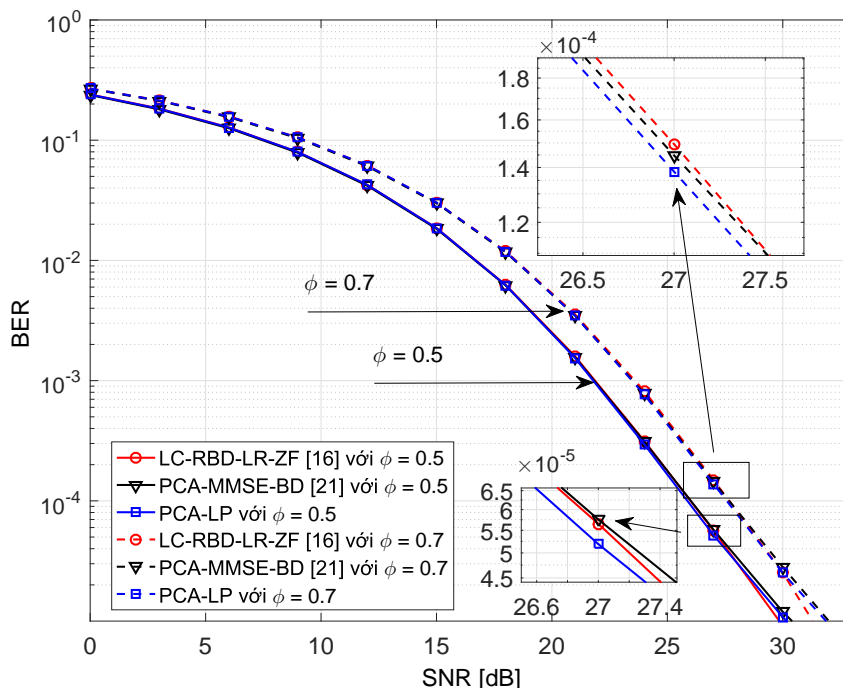
Các đường cong phẩm chất BER của bộ tiền mã hóa đề xuất PCA-LP cũng như các bộ tiền mã hóa LC-RBD-LR-ZF và PCA-MMSE-BD được minh họa trong các kết quả mô phỏng từ Hình 3.12 đến Hình 3.15. Trong Hình 3.12, hệ thống được giả thiết làm việc trong điều kiện CSI hoàn hảo tại phía BS ($\phi = 0$ và $\mathbf{H} = \tilde{\mathbf{H}}$) với các tham số mô phỏng khác như sau: $N_R = N_T = 64$, $N_u = 2$, $K = N_R/2$, tín hiệu được điều chế 4QAM, kênh truyền từ BS đến tất cả các người dùng giả thiết là kênh truyền pha đình Rayleigh cận tĩnh, ít biến đổi trong khoảng thời gian 200 symbol. Kết quả mô phỏng trong Hình 3.12 cho thấy rằng, các đường cong BER của các bộ

tiền mã hóa gần như tương đương nhau khi $SNR \leq 27$ dB. Với tỉ số SNR lớn hơn, bộ tiền mã hóa LC-RBD-LR-ZF cho phẩm chất BER tốt hơn các bộ tiền mã hóa còn lại.



Hình 3.12: Phẩm chất BER của hệ thống với $N_T = N_R = 64$, $K = 32$, $N_u = 2$ trong điều kiện CSI hoàn hảo tại phía BS.

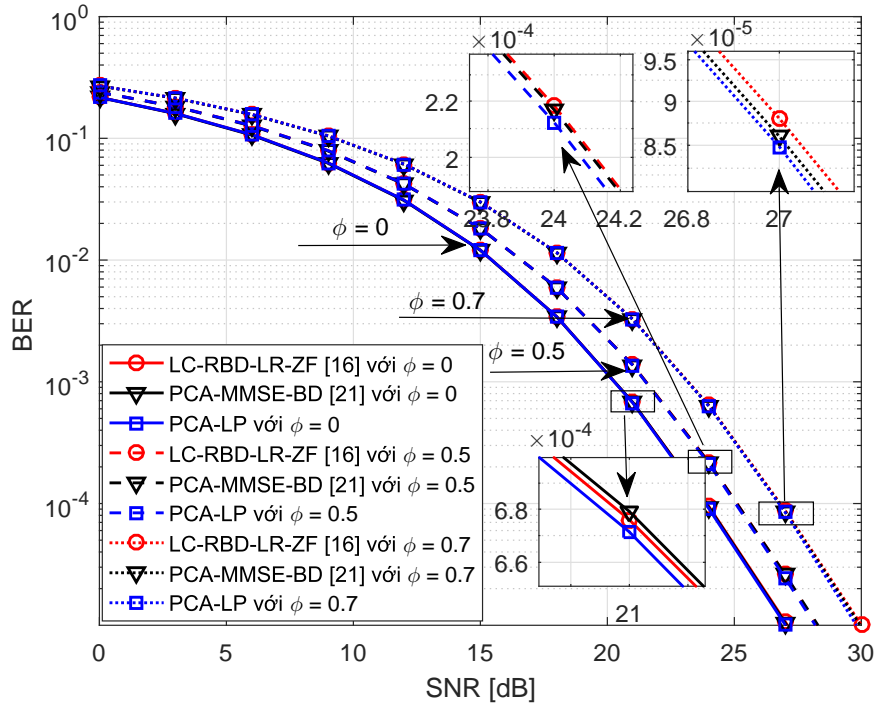
Trong Hình 3.13, thực hiện mô phỏng tỷ lệ lỗi bit của hệ thống trong điều kiện CSI không hoàn hảo ($\mathbf{H} = \sqrt{1 - \phi^2} \tilde{\mathbf{H}} + \phi \mathbf{E}_{err}$) với $\phi = 0.5$ và $\phi = 0.7$. Các tham số mô phỏng khác tương tự như các tham số trong Hình 3.12. Tương tự như kết quả mô phỏng trong Hình 3.12, kết quả trong Hình 3.13 cho thấy rằng, các bộ tiền mã hóa cho phẩm chất BER là tương đương nhau. Trong vùng SNR đủ lớn, bộ tiền mã hóa LC-RBD-LR-ZF cung cấp phẩm chất BER tốt hơn các bộ tiền mã hóa còn lại. Kết quả mô phỏng từ Hình 3.11 đến Hình 3.13 cho thấy rằng, bộ tiền mã hóa LC-RBD-LR-ZF có thể cung cấp tỷ lệ lỗi bit tốt hơn các bộ tiền mã hóa PCA-LP và PCA-MMSE-BD ở vùng



Hình 3.13: Phẩm chất BER của hệ thống với $N_T = N_R = 64$, $K = 32$, $N_u = 2$, $\phi = 0.5$ và $\phi = 0.7$ trong điều kiện CSI không hoàn hảo tại phía BS.

SNR đủ lớn. Tuy nhiên, nó chịu sự phức tạp lớn hơn rất nhiều so với các bộ tiền mã hóa còn lại, đây là một vấn đề cần lưu ý.

Hình 3.14, biểu diễn phẩm chất BER hệ thống với $N_T = 128$, $N_u = 2$ và $K = 64$ cho các bộ tiền mã hóa trong các điều kiện CSI hoàn hảo và không hoàn hảo tại phía BS. Ở đây, điều chế 4QAM được áp dụng. Kết quả mô phỏng trong Hình 3.14 cho thấy rằng các đường cong BER của bộ tiền mã hóa đề xuất PCA-LP gần như trùng khớp với tất cả các bộ tiền mã hóa còn lại trong cùng một kịch bản. Hơn nữa, có thể quan sát các kết quả mô phỏng từ các Hình 3.12 đến Hình 3.14 khi N_T tăng lên từ 64 đến 128 ăng-ten phát, phẩm chất lỗi bit của bộ tiền mã hóa LC-RBD-LR-ZF không còn tốt so với bộ tiền mã hóa đề xuất PCA-LP ở các khu vực SNR cao. Rõ ràng, khi số lượng rất lớn N_T ăng-ten được triển khai, phẩm chất BER của bộ tiền mã

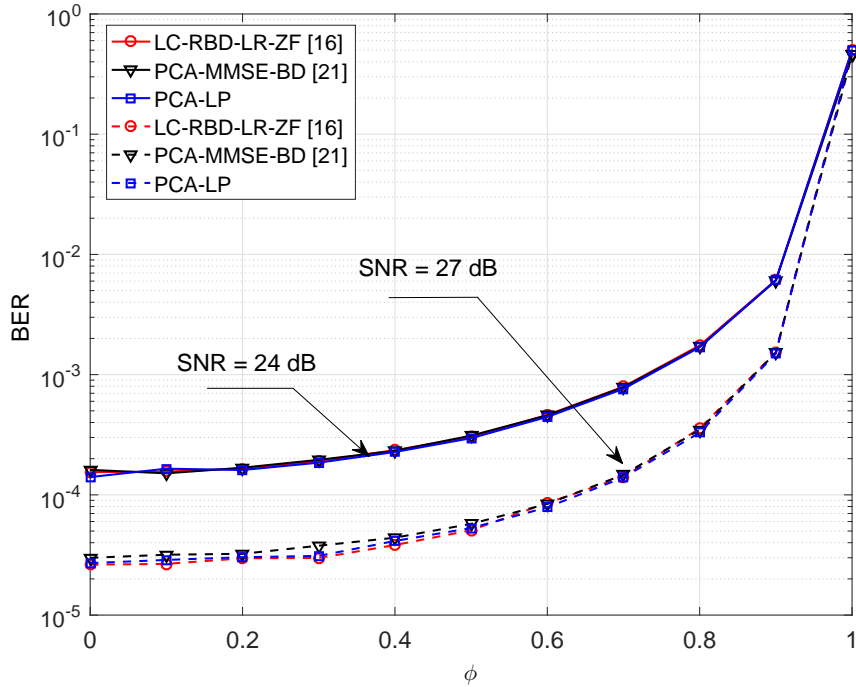


Hình 3.14: Phẩm chất BER của hệ thống với $N_T = N_R = 128$, $K = 64$, $N_u = 2$ trong điều kiện CSI hoàn hảo và không hoàn hảo tại phía BS.

hóa đề xuất PCA-LP càng được cải thiện.

Trong Hình 3.15 minh họa các đường cong BER của các bộ tiền mã hóa tại các tỷ số SNR = 24 dB và SNR = 27 dB. Các tham số mô phỏng khác được sử dụng tương tự như các tham số sử dụng trong kết quả mô phỏng ở Hình 3.12 như $N_T = N_R = 64$, $K = 32$, $N_u = 2$, tín hiệu được điều chế 4QAM. Kết quả mô phỏng trong Hình 3.15 cũng cho thấy rằng, phẩm chất BER của bộ tiền mã hóa đề xuất PCA-LP là tương đồng với các bộ tiền mã hóa còn lại. Bên cạnh đó, lỗi ước lượng kênh có ảnh hưởng xấu đến tỷ lệ lỗi bit của hệ thống. Khi lỗi ước lượng kênh ϕ tăng lên làm cho hiệu suất cả hệ thống giảm đi nhanh chóng cho dù sử dụng bất kỳ bộ tiền mã hóa nào.

Cần lưu ý rằng, các kết quả mô phỏng từ Hình 3.12 đến Hình 3.15 được thực hiện cho trường hợp xấu nhất khi $N_T = N_R$, tức là hệ thống làm việc



Hình 3.15: Phẩm chất BER của hệ thống theo ϕ tại SNR = 24 dB và 27 dB với $N_T = N_R = 64$, $K = 32$, $N_u = 2$.

trong điều kiện đầy tải. Khi số lượng người dùng nhỏ hơn, tỷ lệ lỗi bit của hệ thống chắc chắn sẽ trở nên tốt hơn.

Từ các kết quả tính toán và mô phỏng cho thấy rằng bộ tiền mã hóa đề xuất PCA-LP cung cấp độ phức tạp thấp hơn so với các bộ tiền mã hóa có cấu hình tương tự như PCA-MMSE-BD và LC-RBD-LR-ZF. Bên cạnh đó, phẩm chất BER của bộ tiền mã hóa đề xuất PCA-LP là tương đương với các bộ tiền mã hóa còn lại kể cả trong điều kiện kênh truyền là không hoàn hảo tại phía BS. Các kết quả này cho thấy rằng bộ tiền mã hóa PCA-LP là một ứng viên tiềm năng cho kỹ thuật định dạng chùm tia trong miền số của các hệ thống Massive MIMO.

3.3. Kết luận chương.

Trong Chương 3, Luận án đề xuất bộ tiền mã hóa theo nhóm bằng sự kết hợp giữa thuật toán tiền mã hóa tuyến tính và kỹ thuật rút gọn giàn ELR-SLB hoạt động trong điều kiện kênh truyền có sự tương quan giữa các ăng-ten theo hàm mũ. Kết quả tính toán và mô phỏng cho thấy rằng, bộ tiền mã hóa theo nhóm đề xuất LR-LGP có độ phức tạp thấp hơn đáng kể so với bộ tiền mã hóa LC-RBD-LR-ZF. Trong khi đó, phẩm chất BER của thuật toán tiền mã hóa đề xuất LR-LGP là tiệm cận so với LC-RBD-LR-ZF trong vùng SNR thấp khi số lượng nhóm người dùng tăng lên. Trong vùng SNR cao, bộ tiền mã hóa đề xuất cho phẩm chất BER tốt hơn so với thuật toán LC-RBD-LR-ZF. Bên cạnh đó, trong chương này, luận án cũng đề xuất bộ tiền mã hóa có độ phức tạp thấp PCA-LP. Thuật toán này được thiết kế trên cơ sở kết hợp giữa kỹ thuật tiền mã hóa tuyến tính và kỹ thuật PCA hoạt động trong điều kiện kênh truyền không hoàn hảo tại phía BS. Kết quả tính toán và mô phỏng cho thấy rằng, bộ tiền mã hóa đề xuất PCA-LP có độ phức tạp thấp hơn các bộ tiền mã hóa LC-RBD-LR-ZF và PCA-MMSE-BD, trong khi phẩm chất BER của bộ tiền mã hóa đề xuất PCA-LP là tương đương với các bộ tiền mã hóa còn lại. Các kết quả mô phỏng từ những đề xuất cũng cho thấy rằng, tính tương quan giữa các ăng-ten và lỗi ước lượng kênh đều ảnh hưởng xấu đến các bộ tiền mã hóa. Khi hệ số tương quan hoặc sai số ước lượng kênh truyền tăng lên dẫn tới phẩm chất hệ thống suy giảm và ngược lại. Kết quả tính toán và mô phỏng cũng cho thấy rằng, các bộ tiền mã hóa đề xuất LR-LGP và PCA-LP là những ứng viên sáng giá cho kỹ thuật định dạng chùm tia trong đường xuống của các hệ thống Massive MIMO.

KẾT LUẬN VÀ HƯỚNG NGHIÊN CỨU TƯƠNG LAI

Trong Luận án này, nghiên cứu sinh đã tiến hành nghiên cứu những kiến thức cơ bản về kỹ thuật tiền mã hóa, kỹ thuật lựa chọn ăng-ten phát, kỹ thuật phân tích thành phần chính cũng như các công trình nghiên cứu liên quan đến kỹ thuật rút gọn giàn. Trên cơ sở các nghiên cứu, luận án đề xuất kỹ thuật lựa chọn ăng-ten phát theo nhóm có độ phức tạp tính toán thấp. Bên cạnh đó nghiên cứu sinh cũng đề xuất các bộ tiền mã hóa theo nhóm có độ phức tạp thấp trên cơ sở kết hợp giữa kỹ thuật rút gọn giàn và kỹ thuật tiền mã hóa tuyến tính truyền thống. Cuối cùng, luận án đề xuất bộ tiền mã hóa trên cơ sở sự hỗ trợ của kỹ thuật phân tích thành phần chính PCA. Tóm tắt những đóng góp của luận án cũng như đề xuất một số hướng nghiên cứu tiếp theo trong tương lai được nghiên cứu sinh trình bày dưới đây.

A. Một số kết quả đạt được của luận án

1. Trên cơ sở kỹ thuật lựa chọn ăng-ten phát tối ưu, Luận án đề xuất thuật toán lựa chọn ăng-ten phát theo nhóm dựa trên kỹ thuật phân tách SVD và phép tính định thức ma trận kênh truyền với độ phức tạp thấp hơn so với thuật toán tối ưu. Theo đó, những nhóm ăng-ten có đóng góp nhiều nhất vào tổng dung lượng kênh truyền sẽ là những nhóm ăng-ten được lựa chọn.
2. Đề xuất bộ tiền mã hóa theo nhóm LR-LGP dưới sự hỗ trợ của thuật toán rút gọn giàn ELR-SLV cho hệ thống Massive MIMO hoạt động trong

điều kiện kênh truyền hoàn hảo. Thuật toán tiền mã hóa theo nhóm đề xuất có độ phức tạp thấp hơn đáng kể so với thuật toán tiền mã hóa LC-RBD-LR-ZF, trong khi phẩm chất BER của thuật toán đề xuất gần tiệm cận với thuật toán LC-RBD-LR-ZF khi số lượng các nhóm tăng lên.

3. Đề xuất bộ tiền mã hóa ZF-GP-LR trên cơ sở sự kết hợp giữa các thuật toán tiền mã hóa tuyến tính với thuật toán rút gọn giàn ELR-SLB hoạt động trong điều kiện kênh truyền có tương quan theo hàm mũ. Độ phức tạp của thuật toán đề xuất thấp hơn đáng kể so với thuật toán LC-RBD-LR-ZF, trong khi phẩm chất BER của thuật toán đề xuất gần tiệm cận với thuật toán LC-RBD-LR-ZF trong vùng SNR thấp. Tại vùng SNR cao bộ tiền mã hóa đề xuất cho phẩm chất BER tốt hơn thuật toán LC-RBD-LR-ZF.
4. Đề xuất bộ tiền mã hóa có độ phức tạp thấp PCA-LP trên cơ sở kết hợp giữa kỹ thuật phân tích thành phần chính PCA và các thuật toán tiền mã hóa tuyến tính truyền thống cho hệ thống Massive MIMO hoạt động trong điều kiện kênh truyền không hoàn hảo. Bộ tiền mã hóa đề xuất PCA-LP cho phẩm chất BER tương đương với các bộ tiền mã hóa LC-RBD-LR-ZF và PCA-MMSE-BD, trong khi độ phức tạp tính toán thấp hơn các bộ tiền mã hóa còn lại.

B. Hướng phát triển tiếp theo

Mặc dù luận án đã tập trung nghiên cứu lý thuyết cơ bản cũng như đề xuất các kỹ thuật lựa chọn ăng-ten phát và các bộ tiền mã hóa có độ phức tạp thấp cho hệ thống Massive MIMO. Tuy nhiên, theo nhận định chủ quan của nghiên cứu sinh thì vẫn còn một số vấn đề cần tiếp tục được nghiên cứu

và thực hiện trong tương lai:

- Mở rộng hướng nghiên cứu đề xuất các bộ tiền mã hóa phi tuyến theo nhóm kết hợp với các kỹ thuật rút gọn cơ sở giàn và kỹ thuật phân tích thành phần chính.
- Nghiên cứu đề xuất các bộ tiền mã hóa cho hệ thống Massive MIMO song công phân chia theo tần số.
- Nghiên cứu, đề xuất các bộ tiền mã hóa trong điều kiện có ảnh hưởng nhiễu từ những tế bào lân cận.
- Phân tích, đánh giá phẩm chất của hệ thống bằng các biểu thức toán học.

PHỤ LỤC

Phụ lục A

Xây dựng công thức (1.6)

Giả thiết: $E\{\mathbf{x}\mathbf{x}^H\} = E_s\mathbf{I}_{N_R}$, $E\{\mathbf{n}\mathbf{n}^H\} = \sigma^2\mathbf{I}_{N_R}$, $E\{\mathbf{n}\mathbf{x}^H\} = E\{\mathbf{x}\mathbf{n}^H\} = 0$. Trong đó \mathbf{I}_{N_R} là một ma trận đơn vị, với các phần tử trên đường chéo bằng 1 có kích thước $N_R \times N_R$.

Trong kỹ thuật tiền mã hóa, tín hiệu phát đi không phải là tín hiệu gốc \mathbf{x} ban đầu mà là tín hiệu đã qua xử lý, với phương trình:

$$\hat{\mathbf{s}} = \mathbf{W}_{ZF}\mathbf{x}. \quad (\text{A.1})$$

Bộ tiền mã hóa ZF dựa trên nguyên tắc tìm ma trận \mathbf{W} để đảm bảo rằng:

$$\hat{\mathbf{s}} = \arg \min\{\|\mathbf{x} - \mathbf{H}\hat{\mathbf{s}}\|_2^2\}. \quad (\text{A.2})$$

Đặt $\|\Delta\mathbf{x}\|_2^2 = \|\mathbf{x} - \mathbf{H}\hat{\mathbf{s}}\|_2^2$, khai triển $\|\Delta\mathbf{x}\|_2^2$ ta có:

$$\begin{aligned} \|\Delta\mathbf{x}\|_2^2 &= [\mathbf{x} - \mathbf{H}\hat{\mathbf{s}}]^H [\mathbf{x} - \mathbf{H}\hat{\mathbf{s}}] \\ &= \mathbf{x}^H\mathbf{x} - \hat{\mathbf{s}}^H\mathbf{H}^H\mathbf{x} - \mathbf{x}^H\mathbf{H}\hat{\mathbf{s}} + \hat{\mathbf{s}}^H\mathbf{H}^H\mathbf{H}\hat{\mathbf{s}}. \end{aligned} \quad (\text{A.3})$$

Lấy đạo hàm của biểu thức trên theo $\hat{\mathbf{s}}$ và cho đạo hàm bằng 0 ta có:

$$\begin{aligned} \frac{\partial\|\Delta\mathbf{x}\|_2^2}{\partial\hat{\mathbf{s}}} &= 0 \Leftrightarrow -\mathbf{x}^H\mathbf{H} + \hat{\mathbf{s}}^H\mathbf{H}^H\mathbf{H} = 0 \\ &\Rightarrow \hat{\mathbf{s}} = (\mathbf{H}^H\mathbf{H})^{-1}\mathbf{H}^H\mathbf{x} \\ &\Leftrightarrow \hat{\mathbf{s}} = \mathbf{H}^H(\mathbf{H}\mathbf{H}^H)^{-1}\mathbf{x}. \end{aligned} \quad (\text{A.4})$$

Kết hợp biểu thức A.1 và (A.4) ta có:

$$\mathbf{W}_{ZF} = \mathbf{H}^H(\mathbf{H}\mathbf{H}^H)^{-1}. \quad (\text{A.5})$$

Để bảo đảm công suất phát không thay đổi, tín hiệu phát được nhân với hằng số chuẩn hóa công suất β_{ZF} . Khi đó, tín hiệu phát được biểu diễn bằng $\mathbf{s} = \beta_{ZF} \mathbf{W}_{ZF} \mathbf{x}$ chúng ta thấy rằng:

$$\begin{aligned} E\{\mathbf{s}\mathbf{s}^H\} &= E\{\beta_{ZF} \mathbf{W}_{ZF} \mathbf{x} (\beta_{ZF} \mathbf{W}_{ZF} \mathbf{x})^H\} \\ &= E_s \beta_{ZF}^2 \mathbf{W}_{ZF} \mathbf{W}_{ZF}^H. \end{aligned} \quad (\text{A.6})$$

Hằng số chuẩn hóa công suất được xác định như sau:

$$\begin{aligned} \text{tr}[E\{\mathbf{s}\mathbf{s}^H\}] &= \text{tr}[E\{\mathbf{x}\mathbf{x}^H\}] \\ \Leftrightarrow E_s \beta_{ZF}^2 \text{tr}(\mathbf{W}_{ZF} \mathbf{W}_{ZF}^H) &= N_R E_s \\ \Rightarrow \beta_{ZF}^2 &= \frac{N_R}{\text{tr}(\mathbf{W}_{ZF} \mathbf{W}_{ZF}^H)} \Rightarrow \beta_{ZF} = \sqrt{\frac{N_R}{\text{tr}(\mathbf{W}_{ZF} \mathbf{W}_{ZF}^H)}}. \end{aligned} \quad (\text{A.7})$$

Phụ lục B

Xây dựng công thức (1.7)

Như đã trình bày trong các phần trước, tín hiệu trước khi phát đi sẽ được nhân với một hằng số chuẩn hóa công suất, điều này để đảm bảo rằng công suất phát không thay đổi. Do đó, tại phía thu, tín hiệu nhận được của tất cả người dùng sẽ được chia cho hằng số chuẩn hóa công suất này, nó được biểu diễn như sau:

$$\mathbf{y} = \mathbf{H}\mathbf{W}_{MMSE} \mathbf{x} + \mathbf{n}/\beta_{MMSE}. \quad (\text{B.1})$$

Ma trận trọng số của bộ tiền mã hóa MMSE được định nghĩa như sau:

$$\begin{aligned}
\mathbf{W}_{MMSE} &= \arg \min E[||\mathbf{y} - \mathbf{x}||^2] \\
&= \arg \min E[||\mathbf{HW}_{MMSE}\mathbf{x} + \frac{\mathbf{n}}{\beta_{MMSE}} - \mathbf{x}||^2] \\
&= \arg \min E\left\{\text{tr}\left\{\left[\left(\mathbf{HW}_{MMSE}\mathbf{x} - \mathbf{x}\right) + \frac{\mathbf{n}}{\beta_{MMSE}}\right] \left[\left(\mathbf{HW}_{MMSE}\mathbf{x} - \mathbf{x}\right) + \frac{\mathbf{n}}{\beta_{MMSE}}\right]^H\right\}\right\}
\end{aligned} \tag{B.2}$$

Với $\beta_{MMSE} = \sqrt{\frac{N_R}{\text{Tr}(\mathbf{w}_{MMSE}\mathbf{w}_{MMSE}^H)}}$, khai triển biểu thức (B.2) ta có:

$$\begin{aligned}
\mathbf{W}_{MMSE} &= \arg \min E\left\{\text{tr}\left\{\left(\mathbf{HW}_{MMSE}\mathbf{x} - \mathbf{x}\right)\left(\mathbf{HW}_{MMSE}\mathbf{x} - \mathbf{x}\right)^H \right. \right. \\
&\quad \left. \left. + \left(\mathbf{HW}_{MMSE}\mathbf{x} - \mathbf{x}\right)\left(\frac{\mathbf{n}}{\beta_{MMSE}}\right)^H + \frac{\mathbf{n}}{\beta_{MMSE}}\left(\mathbf{HW}_{MMSE}\mathbf{x} - \mathbf{x}\right)^H \right. \right. \\
&\quad \left. \left. + \frac{1}{\beta_{MMSE}}\mathbf{nn}^H\right\}\right\}.
\end{aligned} \tag{B.3}$$

Chúng ta dễ dàng thấy rằng:

$$E\left\{\left(\mathbf{HW}_{MMSE}\mathbf{x} - \mathbf{x}\right)\left(\frac{\mathbf{n}}{\beta_{MMSE}}\right)^H\right\} = 0. \tag{B.4}$$

$$E\left\{\frac{\mathbf{n}}{\beta_{MMSE}}\left(\mathbf{HW}_{MMSE}\mathbf{x} - \mathbf{x}\right)^H\right\} = 0. \tag{B.5}$$

Do đó:

$$\begin{aligned}
\mathbf{W}_{MMSE} &= \arg \min E\left[\text{tr}\left\{\left(\mathbf{HW}_{MMSE}\mathbf{x} - \mathbf{x}\right)\left(\mathbf{HW}_{MMSE}\mathbf{x} - \mathbf{x}\right)^H \right. \right. \\
&\quad \left. \left. + \frac{1}{\beta_{MMSE}^2}\mathbf{nn}^H\right\}\right].
\end{aligned} \tag{B.6}$$

Khai triển biểu thức (B.6) ta có:

$$\begin{aligned}
\mathbf{W}_{MMSE} &= \arg \min E \left\{ \text{tr} \left\{ (\mathbf{H}\mathbf{W}_{MMSE} - \mathbf{I}_{N_R}) \mathbf{x}\mathbf{x}^H (\mathbf{H}\mathbf{W}_{MMSE} - \mathbf{I}_{N_R})^H \right. \right. \\
&\quad \left. \left. + \frac{1}{\beta_{MMSE}^2} \mathbf{n}\mathbf{n}^H \right\} \right\} \\
&= \text{tr} \left\{ (\mathbf{H}\mathbf{W}_{MMSE} - \mathbf{I}_{N_R}) E \{ \mathbf{x}\mathbf{x}^H \} (\mathbf{H}\mathbf{W}_{MMSE} - \mathbf{I}_{N_R})^H \right\} \\
&\quad + \frac{1}{\beta_{MMSE}^2} \text{tr} \{ E \{ \mathbf{n}\mathbf{n}^H \} \} \\
&= \text{tr} \left\{ (\mathbf{H}\mathbf{W}_{MMSE} - \mathbf{I}_{N_R}) E_s \mathbf{I}_{N_R} (\mathbf{H}\mathbf{W}_{MMSE} - \mathbf{I}_{N_R})^H \right\} \\
&\quad + \frac{\text{tr}(\mathbf{W}_{MMSE} \mathbf{W}_{MMSE}^H)}{N_R} N_R \sigma^2 \\
&= \text{tr} \left\{ E_s (\mathbf{H}\mathbf{W}_{MMSE} - \mathbf{I}_{N_R}) (\mathbf{H}\mathbf{W}_{MMSE} - \mathbf{I}_{N_R})^H \right\} \\
&\quad + \text{tr}(\mathbf{W}_{MMSE} \mathbf{W}_{MMSE}^H) \sigma^2 \\
&= \text{tr} \left\{ E_s [\mathbf{H}\mathbf{W}_{MMSE} (\mathbf{H}\mathbf{W}_{MMSE})^H - \mathbf{H}\mathbf{W}_{MMSE} \right. \\
&\quad \left. - (\mathbf{H}\mathbf{W}_{MMSE})^H + \mathbf{I}_{N_R}] \right\} + \text{tr}(\mathbf{W}_{MMSE} \mathbf{W}_{MMSE}^H) \quad (\text{B.7})
\end{aligned}$$

Lấy đạo hàm biểu thức (B.7) theo \mathbf{W}_{MMSE} (áp dụng tính chất đạo hàm của một hàm Trace) và cho đạo hàm bằng 0 ta có:

$$\begin{aligned}
E_s \mathbf{H}^H \mathbf{H} \mathbf{W}_{MMSE} - E_s \mathbf{H}^H + \mathbf{W}_{MMSE} \sigma^2 &= 0 \\
\Leftrightarrow E_s \left(\mathbf{H}^H \mathbf{H} + \frac{\sigma^2}{E_s} \mathbf{I}_{N_R} \right) \mathbf{W}_{MMSE} - E_s \mathbf{H}^H &= 0 \\
\Leftrightarrow \mathbf{W}_{MMSE} &= \left(\mathbf{H}^H \mathbf{H} + \frac{\sigma^2}{E_s} \mathbf{I}_{N_R} \right)^{-1} \mathbf{H}^H \\
\Rightarrow \mathbf{W}_{MMSE} &= \mathbf{H}^H \left(\mathbf{H}\mathbf{H}^H + \frac{\sigma^2}{E_s} \mathbf{I}_{N_R} \right)^{-1}. \quad (\text{B.8})
\end{aligned}$$

Phụ lục C

Xây dựng công thức (3.57)

Chúng ta thấy rằng, ma trận hiệp phương sai được biểu diễn như sau:

$$\mathbf{Q} = E \left\{ \text{trace} \left[(\hat{\mathbf{x}} - \mathbf{x})(\hat{\mathbf{x}} - \mathbf{x})^H \right] \right\}, \quad (\text{C.1})$$

với $\hat{\mathbf{x}} = \mathbf{A}_{PCA} \mathbf{y} / \beta_{PCA-LP}$ và $\mathbf{y} = \mathbf{H} \mathbf{W}_{PCA-LP} \mathbf{x} + \mathbf{n}$. Đặt $\mathbf{W}_{PCA} = \mathbf{W}_a \mathbf{W}_b$, khai triển biểu thức (C.1) ta có:

$$\begin{aligned} \mathbf{Q} &= E \left\{ \text{trace} \left[(\hat{\mathbf{x}} - \mathbf{x})(\hat{\mathbf{x}} - \mathbf{x})^H \right] \right\} \\ &= E \left\{ \text{trace} \left[\left(\mathbf{A}_{PCA} \mathbf{H} \mathbf{W}_{PCA} + \mathbf{A}_{PCA} \frac{\mathbf{n}}{\beta_{PCA-LP}} - \mathbf{x} \right) \right. \right. \\ &\quad \left. \left. \left(\mathbf{A}_{PCA} \mathbf{H} \mathbf{W}_{PCA} + \mathbf{A}_{PCA} \frac{\mathbf{n}}{\beta_{PCA-LP}} - \mathbf{x} \right)^H \right] \right\} \\ &= E \left\{ \text{trace} \left[\left((\mathbf{A}_{PCA} \mathbf{H} \mathbf{W}_{PCA} - \mathbf{I}_{N_R}) \mathbf{x} + \mathbf{A}_{PCA} \frac{\mathbf{n}}{\beta_{PCA-LP}} \right) \right. \right. \\ &\quad \left. \left. \left((\mathbf{A}_{PCA} \mathbf{H} \mathbf{W}_{PCA} - \mathbf{I}_{N_R}) \mathbf{x} + \mathbf{A}_{PCA} \frac{\mathbf{n}}{\beta_{PCA-LP}} \right)^H \right] \right\} \\ &= E \left\{ \text{trace} \left[(\mathbf{A}_{PCA} \mathbf{H} \mathbf{W}_{PCA} - \mathbf{I}_{N_R}) \mathbf{x} \mathbf{x}^H (\mathbf{A}_{PCA} \mathbf{H} \mathbf{W}_{PCA} - \mathbf{I}_{N_R})^H \right. \right. \\ &\quad + (\mathbf{A}_{PCA} \mathbf{H} \mathbf{W}_{PCA} - \mathbf{I}_{N_R}) \mathbf{x} \frac{\mathbf{n}^H}{\beta_{PCA-LP}} \mathbf{A}_{PCA}^H + \mathbf{A}_{PCA} \frac{\mathbf{n}}{\beta_{PCA-LP}} \mathbf{x}^H \\ &\quad \left. \left. (\mathbf{A}_{PCA} \mathbf{H} \mathbf{W}_{PCA} - \mathbf{I}_{N_R})^H + \mathbf{A}_{PCA} \frac{\mathbf{n}}{\beta_{PCA-LP}} \frac{\mathbf{n}^H}{\beta_{PCA-LP}} \mathbf{A}_{PCA}^H \right] \right\} \quad (\text{C.2}) \end{aligned}$$

Từ biểu thức (C.2) ta thấy rằng $E \left\{ (\mathbf{A}_{PCA} \mathbf{H} \mathbf{W}_{PCA} - \mathbf{I}_{N_R}) \mathbf{x} \frac{\mathbf{n}^H}{\beta_{PCA-LP}} \mathbf{A}_{PCA}^H \right\} = 0$ và $E \left\{ \mathbf{A}_{PCA} \frac{\mathbf{n}}{\beta_{PCA-LP}} \mathbf{x}^H (\mathbf{A}_{PCA} \mathbf{H} \mathbf{W}_{PCA} - \mathbf{I}_{N_R})^H \right\} = 0$. Do đó, biểu thức (C.2) được biểu diễn lại như sau:

$$\begin{aligned} \mathbf{Q} &= E \left\{ \text{trace} \left[(\mathbf{A}_{PCA} \mathbf{H} \mathbf{W}_{PCA} - \mathbf{I}_{N_R}) \mathbf{x} \mathbf{x}^H (\mathbf{A}_{PCA} \mathbf{H} \mathbf{W}_{PCA} - \mathbf{I}_{N_R})^H \right. \right. \\ &\quad \left. \left. + \mathbf{A}_{PCA} \frac{\mathbf{n}}{\beta_{PCA-LP}} \frac{\mathbf{n}^H}{\beta_{PCA-LP}} \mathbf{A}_{PCA}^H \right] \right\} \\ &= \text{trace} \left\{ E_s (\mathbf{A}_{PCA} \mathbf{H} \mathbf{W}_{PCA} - \mathbf{I}_{N_R}) (\mathbf{A}_{PCA} \mathbf{H} \mathbf{W}_{PCA} - \mathbf{I}_{N_R})^H \right. \\ &\quad \left. + \frac{\sigma^2}{\beta_{PCA-LP}^2} \mathbf{A}_{PCA} \mathbf{A}_{PCA}^H \right\} \quad (\text{C.3}) \end{aligned}$$

Phụ lục D

Thuật toán rút gọn giàn ELR

Như đã đề cập trong mục 2.4.1.1, thuật toán ELR đi thực hiện tối thiểu hóa các thành phần trên đường chéo của ma trận hiệu phương sai lỗi $\tilde{\mathbf{C}} = (\mathbf{H}^H \mathbf{H})^{-1}$ để tìm ra ma trận đơn \mathbf{T} . Đặt $\mathbf{T} = \mathbf{I}_{N_B}$ và $\mathbf{T}' = (\mathbf{T}^{-1})^H$, do \mathbf{T} là một ma trận đơn, nên \mathbf{T}' cũng là một ma trận đơn. Trong thuật toán ELR, tại mỗi bước rút gọn sẽ chọn ra cặp chỉ số (i, k) , đồng thời cập nhật \mathbf{T}' như sau:

$$\mathbf{T}'(:, k) = \mathbf{T}'(:, k) + \lambda_{ik} \mathbf{T}'(:, i) \quad (\text{D.1})$$

Với mỗi phép cập nhật như trên, ma trận $\tilde{\mathbf{C}}$ chỉ thay đổi cột thứ k và hàng thứ k như sau:

$$\tilde{\mathbf{C}}(:, k) = \tilde{\mathbf{C}}(:, k) + \lambda_{ik} \tilde{\mathbf{C}}(:, i) \quad (\text{D.2})$$

$$\tilde{\mathbf{C}}(k, :) = \tilde{\mathbf{C}}(k, :) + \lambda_{ik}^* \tilde{\mathbf{C}}(i, :) \quad (\text{D.3})$$

Khi đó, thành phần thứ k ($\tilde{\mathbf{C}}(k, k)$) trên đường chéo của $\tilde{\mathbf{C}}$ trở thành:

$$\tilde{\mathbf{C}}(k, k) = \tilde{\mathbf{C}}(k, k) + |\lambda_{ik}|^2 \tilde{\mathbf{C}}(i, i) + \lambda_{ik}^* \tilde{\mathbf{C}}(i, k) + \lambda_{ik} \tilde{\mathbf{C}}(k, i) \quad (\text{D.4})$$

trong đó, $\tilde{\mathbf{C}}(k, k)$ và $\tilde{\mathbf{C}}(i, i)$ là các số thực dương và $\tilde{\mathbf{C}}(i, k) = \tilde{\mathbf{C}}(k, i)^*$.

Do đó, biểu thức (D.4) được viết lại như sau:

$$\begin{aligned} \tilde{\mathbf{C}}(k, k) &= \tilde{\mathbf{C}}(k, k) + \left\{ \Re(\lambda_{ik})^2 + \Im(\lambda_{ik})^2 \right\} \tilde{\mathbf{C}}(i, i) \\ &\quad + \left\{ \Re(\lambda_{ik}) - \Im(\lambda_{ik}) \right\} \left\{ \Re \left[\tilde{\mathbf{C}}(i, k) \right] + \Im \left[\tilde{\mathbf{C}}(i, k) \right] \right\} \\ &\quad + \left\{ \Re(\lambda_{ik}) + \Im(\lambda_{ik}) \right\} \left\{ \Re \left[\tilde{\mathbf{C}}(i, k) \right] - \Im \left[\tilde{\mathbf{C}}(i, k) \right] \right\} \end{aligned} \quad (\text{D.5})$$

Rút gọn biểu thức (D.5) chúng ta có được:

$$\begin{aligned} \tilde{\mathbf{C}}(k, k) &= \tilde{\mathbf{C}}(k, k) + \left\{ \Re(\lambda_{ik})^2 + \Im(\lambda_{ik})^2 \right\} \tilde{\mathbf{C}}(i, i) \\ &\quad + 2 \left\{ \Re(\lambda_{ik}) \Re \left[\tilde{\mathbf{C}}(i, k) \right] + \Im(\lambda_{ik}) \Im \left[\tilde{\mathbf{C}}(i, k) \right] \right\} \end{aligned} \quad (\text{D.6})$$

Đặt

$$\begin{aligned} \Delta_{ik} &= - \left\{ \Re(\lambda_{ik})^2 + \Im(\lambda_{ik})^2 \right\} \tilde{\mathbf{C}}(i, i) \\ &\quad - 2 \left\{ \Re(\lambda_{ik}) \Re \left[\tilde{\mathbf{C}}(i, k) \right] + \Im(\lambda_{ik}) \Im \left[\tilde{\mathbf{C}}(i, k) \right] \right\} \end{aligned} \quad (\text{D.7})$$

Chúng ta mong muốn rằng, $\tilde{\mathbf{C}}(k, k)$ cần giảm sau mỗi lần cập nhật. Nói các khác, chúng ta phải đi xác định λ_{ik} để đảm bảo $\Delta_{ik} \geq 0$ và Δ_{ik} đạt giá trị lớn nhất.

Lấy đạo hàm riêng của Δ_{ik} theo $\Re(\lambda_{ik})$ và $\Im(\lambda_{ik})$, đồng thời cho các đạo hàm riêng bằng 0 ta có:

$$\frac{d(\Delta_{ik})}{d\{\Re(\lambda_{ik})\}} = 0 \Leftrightarrow \Re(\lambda_{ik}) = - \frac{\Re \left\{ \tilde{\mathbf{C}}(i, k) \right\}}{\tilde{\mathbf{C}}(i, i)} \quad (\text{D.8})$$

$$\frac{d(\Delta_{ik})}{d\{\Im(\lambda_{ik})\}} = 0 \Leftrightarrow \Im(\lambda_{ik}) = - \frac{\Im \left\{ \tilde{\mathbf{C}}(i, k) \right\}}{\tilde{\mathbf{C}}(i, i)} \quad (\text{D.9})$$

Do $\Re(\lambda_{ik})$ và $\Im(\lambda_{ik})$ phải nhận các giá trị nguyên trong quá trình rút gọn. Do đó, λ_{ik} phải có phần thực và phần ảo được làm tròn đến số nguyên gần nhất như sau:

$$\lambda_{ik} = - \left\lceil \frac{\tilde{\mathbf{C}}(i, k)}{\tilde{\mathbf{C}}(i, i)} \right\rceil \quad (\text{D.10})$$

Thuật toán ELR gồm hai phiên bản là ELR-SLV và ELR-SLB. Trong cả hai phiên bản này tại mỗi vòng lặp đều xác định giá trị Δ_{ik} lớn nhất để tối thiểu.

Thuật toán ELR-SLV: Thực hiện lựa chọn phần tử $\tilde{\mathbf{C}}(k, k)$ lớn nhất, chọn chỉ số i sao cho $\Delta_{ik} = \max_{i \neq k} \Delta_{ik}$. Thuật toán kết thúc khi phần tử lớn nhất trên đường chéo của $\tilde{\mathbf{C}}$ không giảm được nữa.

Thuật toán ELR-SLB: Tìm phần tử lớn nhất $\tilde{\mathbf{C}}(k, k)$ có thể rút gọn được, chọn chỉ số i sao cho $\Delta_{ik} = \max_{i \neq k} \Delta_{ik}$. Quá trình lặp kết thúc khi tất cả các phần tử trên đường chéo của $\tilde{\mathbf{C}}$ không giảm được nữa.

Phụ lục E

Phân tích độ phức tạp

- **Xây dựng biểu thức (2.17).**

Trong thuật toán lựa chọn ăng-ten phát tối ưu, số flops cần thiết để lựa chọn ăng-ten phát đầu tiên bao gồm chi phí cho các hoạt động sau: 1) phép chia $\frac{\rho}{N_T}$ tương đương 1 flop; 2) các phép nhân $\frac{\rho}{N_T} \mathbf{H}_M(:, \omega_1) \mathbf{H}_M^H(:, \omega_1)$ cần $10N_R^2$ flops; 3) phép cộng hai ma trận $\mathbf{I}_{N_R} + \frac{\rho}{N_T} \mathbf{H}_M(:, \omega_1) \mathbf{H}_M^H(:, \omega_1)$ cần N_R^2 flops; 4) phép tính định thức ma trận $\det\left(\mathbf{I}_{N_R} + \frac{\rho}{N_T} \mathbf{H}_M(:, \omega_1) \mathbf{H}_M^H(:, \omega_1)\right)$ cần $2N_R^3/3$ flops; phép tính log chi phí 1 flops.

Do đó, một phép toán $\log_2 \det\left(\mathbf{I}_{N_R} + \frac{\rho}{N_T} \mathbf{H}_M(:, \omega_1) \mathbf{H}_M^H(:, \omega_1)\right)$ sẽ cần $(\frac{2}{3}N_R^3 + 11N_R^2 + 2)$ flops. Mặt khác, trong lần chọn đầu tiên, thuật toán tối ưu phải thực hiện M phép tính $\log_2 \det\left(\mathbf{I}_{N_R} + \frac{\rho}{N_T} \mathbf{H}_M(:, \omega_1) \mathbf{H}_M^H(:, \omega_1)\right)$. Từ những phân tích trên, số flops cần thiết để tìm được ăng-ten phát đầu tiên được biểu diễn bằng:

$$F_1 = M\left(\frac{2}{3}N_R^3 + 11N_R^2 + 2\right) \quad (flops). \quad (\text{E.1})$$

Số flops cần thiết để tìm các ăng-ten phát tiếp theo được tính tương tự.

- **Xây dựng biểu thức (2.21).**

Từ biểu thức (2.15), trong thuật toán lựa chọn nhóm ăng-ten phát đề xuất, số flops cần thiết để lựa chọn nhóm ăng-ten phát đầu tiên bao gồm chi phí cho các hoạt động sau: 1) phép phân tách SVD ma trận kênh \mathbf{H}_g^{GP} cần $(4N_R^2\delta + 8N_R\delta^2 + 9\delta^3)$ flops; 2) các phép nhân, phép cộng và phép tính tổng của $\sum_{n=1}^{\delta} \log(1 + \frac{\rho}{N_T} \lambda_{g,n}^2)$ cần $(6\delta + 1)$ flops. Mặt khác, thuật toán đề xuất cần thực hiện G phép tính SVD và G các phép toán nhân, phép cộng và phép tính tổng của $\sum_{n=1}^{\delta} \log(1 + \frac{\rho}{N_T} \lambda_{g,n}^2)$. Do đó, tổng số flops cần thiết để chọn được nhóm ăng-ten phát đầu tiên được biểu diễn bằng:

$$P_1 = G[(4N_R^2\delta + 8N_R\delta^2 + 9\delta^3) + (6\delta + 1)] \quad (flops) \quad (E.2)$$

Số flops cần thiết để tìm các nhóm ăng-ten phát tiếp theo được tính tương tự.

- **Xây dựng biểu thức (2.56).**

Như phân tích trong mục 2.4.4.1, F_a là số flops cần thiết để tìm ma trận tiền mã hóa \mathbf{W}^a trong [16]. Theo đó, số flops cần thiết để tìm ma trận \mathbf{W}^a phục thuộc hoàn toàn vào phép tính phân tích QR ma trận kênh mở rộng $\bar{\mathbf{H}}_u \in \mathbb{C}^{(N_R - N_u) \times (N_T + N_R - N_u)}$. Theo [55], mỗi hoạt động phân tách QR của một ma trận phức kích thước $r \times t$ yêu cầu $(6rt^2 + 4rt - t^2 - t)$ flops. Do đó, số flops cần thiết để cho tất cả K hoạt động QR trên ma trận $\bar{\mathbf{H}}_u$ để tìm \mathbf{W}^a được tính bằng:

$$F_a = K \left[6(N_R - N_u)(N_R + N_T - N_u)^2 + 4(N_R - N_u)(N_R + N_T - N_u) - (N_R + N_T - N_u)^2 - (N_R + N_T - N_u) \right] \quad (flops). \quad (E.3)$$

- **Xây dựng biểu thức (2.57).**

Số flops cần thiết để tìm ma trận tiền mã hóa thứ hai \mathbf{W}^b gồm: 1) phép nhân hai ma trận $\mathbf{H}_u \mathbf{W}_u^a$ cần $(8N_T^2 N_u - 2N_T N_u)$ flops; 2) hoạt động rút gọn giàn LLL đối với ma trận $\hat{\mathbf{H}}_u$ và phép nhân $\mathbf{U}_u^T \hat{\mathbf{H}}_u$ cần $K(16N_u^2 N_T - 2N_u N_T + 8N_u^3 - 2N_u^2 + F_{update-LLL})$ flops; 3) Số flops cần thiết để thiết kế ma trận $\mathbf{W}_u^b = (\mathbf{H}_u^{LR})^H \left[\mathbf{H}_u^{LR} (\mathbf{H}_u^{LR})^H \right]^{-1}$ cần $K(8N_u^3 + 16N_u^2 N_T - 2N_u^2 - 2N_u N_T)$ flops. Do đó, số flops cần thiết để tìm ma trận \mathbf{W}^b được tính bằng:

$$F_b = K(8N_T^2 N_u - 2N_T N_u) + K(16N_u^2 N_T - 2N_u N_T + 8N_u^3 - 2N_u^2 + F_{update-LLL}) + K(8N_u^3 + 16N_u^2 N_T - 2N_u^2 - 2N_u N_T) \text{ (flops)} \quad (\text{E.4})$$

- **Xây dựng biểu thức (2.62).**

Số flops cần thiết để tính toán ma trận tiền mã hóa MMSE bao gồm: 1) phép nhân $\sigma_n^2 \mathbf{I}$ yêu cầu $(N_R + 1)$ flops; 2) phép nhân $\mathbf{H}\mathbf{H}^H$ cần $(8N_R^2 N_T - 2N_R^2)$ flops; 3) phép cộng $(\mathbf{H}\mathbf{H}^H + \sigma_n^2 \mathbf{I})$ yêu cầu N_R^2 flops; 4) phép nghịch đảo ma trận $(\mathbf{H}\mathbf{H}^H + \sigma_n^2 \mathbf{I})^{-1}$ yêu cầu $8N_R^3$ flops; 5) phép nhân $\mathbf{H}^H (\mathbf{H}\mathbf{H}^H + \sigma_n^2 \mathbf{I})^{-1}$ yêu cầu $(8N_R^2 N_T - 2N_R N_T)$ flops. Do đó, độ phức tạp tính toán của thuật toán MMSE được tính bằng.

$$F_{MMSE} = 8N_R^3 + 16N_R^2 N_T - N_R^2 - 2N_R N_T + N_R + 1 \quad \text{(flops)}. \quad (\text{E.5})$$

- **Xây dựng biểu thức (2.69).**

Đã phân tích trong mục 2.4.4.2, F_4 là số flops cần thiết để tìm ma trận:

$$\mathbf{W}_2^{GP_l} = \mathbf{A}_l \hat{\mathbf{H}}_l^H (\hat{\mathbf{H}}_l \hat{\mathbf{H}}_l^H)^{-1} \quad (\text{E.6})$$

Số flops cần thiết để tìm $\mathbf{W}_2^{GP_l}$ gồm: 1) phép nhân $\hat{\mathbf{H}}_l \hat{\mathbf{H}}_l^H$ yêu cầu $(16\alpha^3 - 2\alpha^2)$ flops; 2) phép nghịch đảo ma trận $(\hat{\mathbf{H}}_l \hat{\mathbf{H}}_l^H)^{-1}$ cần $8\alpha^3$ flops; 3) phép

nhân $\hat{\mathbf{H}}_l^H (\hat{\mathbf{H}}_l \hat{\mathbf{H}}_l^H)^{-1}$ cần $(16\alpha^3 - 4\alpha^2)$ flops; phép nhân $\mathbf{A}_l \hat{\mathbf{H}}_l^H (\hat{\mathbf{H}}_l \hat{\mathbf{H}}_l^H)^{-1}$ cần $(16\alpha^3 - 2\alpha^2)$ flops. Mặt khác, chúng ta cần tìm L ma trận $\mathbf{W}_2^{GP_l}$, do đó tổng số flops cần thiết để tìm tất cả các ma trận $\mathbf{W}_2^{GP_l}$ được biểu diễn như sau:

$$\begin{aligned} F_4 &= L (16\alpha^3 - 2\alpha^2 + 8\alpha^3 + 16\alpha^3 - 4\alpha^2 + 16\alpha^3 - 2\alpha^2) \\ &= L (56\alpha^3 - 8\alpha^2) \quad (flops) \end{aligned} \quad (\text{E.7})$$

• **Xây dựng biểu thức (3.28).**

Như đã phân tích trong mục (3.1.3), F_4 là số flops để tìm ma trận:

$$\mathbf{W}_{ZF_l}^b = \left(\tilde{\mathbf{H}}_l^{LR} \right)^H \left[\left(\tilde{\mathbf{H}}_l^{LR} \right) \left(\tilde{\mathbf{H}}_l^{LR} \right)^H \right]^{-1}. \quad (\text{E.8})$$

Số flops cần thiết để tìm $\mathbf{W}_{ZF_l}^b$ bao gồm: 1) phép nhân $\left(\tilde{\mathbf{H}}_l^{LR} \right) \left(\tilde{\mathbf{H}}_l^{LR} \right)^H$ yêu cầu $(8\gamma^2 N_T - 2\gamma^2)$ flops; 2) phép nghịch đảo ma trận $\left[\left(\tilde{\mathbf{H}}_l^{LR} \right) \left(\tilde{\mathbf{H}}_l^{LR} \right)^H \right]^{-1}$ cần $8\gamma^3$ flops; 3) phép nhân $\left(\tilde{\mathbf{H}}_l^{LR} \right)^H \left[\left(\tilde{\mathbf{H}}_l^{LR} \right) \left(\tilde{\mathbf{H}}_l^{LR} \right)^H \right]^{-1}$ yêu cầu $(8\gamma^2 N_T - 2\gamma N_T)$ flops. Do đó, tổng số flops để tìm tất cả các ma trận $\mathbf{W}_{ZF_l}^b$ cần:

$$F_4 = L(8\gamma^3 + 16\gamma^2 N_T - 2\gamma^2 - 2\gamma N_T) \quad (flops). \quad (\text{E.9})$$

DANH MỤC CÁC CÔNG TRÌNH ĐÃ CÔNG BỐ

A. Các công trình sử dụng trong luận án

1. **Van-Khoi Dinh**, Minh-Tuan Le, Vu-Duc Ngo and Chi-Hieu Ta, “Transmit Antenna Selection by Group Combination Precoding In Massive MIMO System,” in *The International Conference on Advanced Technologies for Communications (ATC)*, 2018, pp. 276-281.
2. **Van-Khoi Dinh**, Minh-Tuan Le, Vu-Duc Ngo, Xuan-Nam Tran and Chi-Hieu Ta, “Transmit Antenna Selection Aided Linear Group Precoding for Massive MIMO Systems,” in *EAI Endorsed Transactions on Industrial Networks and Intelligent Systems*, 2019, Scopus, vol 6, issue 21, DOI: <http://dx.doi.org/10.4108/eai.24-10-2019.160982>.
3. **Van-Khoi Dinh**, Minh-Tuan Le, Vu-Duc Ngo and Chi-Hieu Ta, “Linear Group Precoding for Massive MIMO Systems under Exponential Spatial Correlation,” in *Journal of Science and Technique - Le Quy Don Technical University*, 2020, vol 205, pp. 56-71.
4. **Van-Khoi Dinh**, Minh-Tuan Le, Vu-Duc Ngo and Chi-Hieu Ta, “PCA-Aided Linear Precoding in Massive MIMO Systems with Imperfect CSI,” *Wireless Communications and Mobile Computing*, 2020, Hindawi, ISI-Q3, IF: 1.819, DOI: <https://doi.org/10.1155/2020/3425952>.

B. Các công trình liên quan đến luận án

5. **Van-Khoi Dinh**, Minh-Tuan Le, Vu-Duc Ngo and Thanh-Binh Nguyen,

- “A New Transmit Antenna Selection Algorithm For Precoding in Massive MIMO System,” *The International Conference on Communications and Electronics (ICCE)*, 2018, pp. 406-410.
6. **Van-Khoi Dinh**, Thanh-Binh Chu, Minh-Tuan Le and Vu-Duc Ngo, “Design of Group Precoding for MU-MIMO Systems with Exponential Spatial Correlation Channel,” in *EAI Endorsed Transactions on Industrial Networks and Intelligent Systems*, 2021, Scopus, vol 8, issue 26, DOI: <http://dx.doi.org/10.4108/eai.26-1-2021.168228>.

TÀI LIỆU THAM KHẢO

Tiếng Anh

- [1] W. OBILE, “Ericsson mobility report,” 2016
- [2] L. Lu, G. Y. Li, A. L. Swindlehurst, A. Ashikhmin, and R. Zhang, “An overview of Massive MIMO: Benefits and challenges,” *IEEE Journal of Selected Topics in Signal Processing*, vol. 8, no. 5, pp. 742–758, Oct 2014.
- [3] H. Q. Ngo, *Massive MIMO: Fundamentals and system designs*, Linköping University Electronic Press, vol. 1642, 2015.
- [4] T. L. Marzetta, “Noncooperative Cellular Wireless with Unlimited Numbers of Base Station Antennas”, *IEEE Transactions on Wireless Communications*, vol.9, no.11, pp 3590-3600, 2010.
- [5] T. L. Marzetta, “Massive mimo: An introduction,” *Bell Labs Technical Journal*, vol. 20, pp. 11–22, 2015.
- [6] T. L. Marzetta, E. G. Larsson, H. Yang, and H. Q. Ngo, *Fundamentals of Massive MIMO*, Cambridge University Press, 2016.
- [7] V. P. Selvan, M. S. Iqbal, and H. S. Al-Raweshidy, “Performance analysis of linear precoding schemes for very large multi-user mimo downlink system,” *Fourth edition of the International Conference on the Innovative Computing Technology (INTECH 2014)*, pp. 219–224, Aug 2014.

- [8] H. Q. Ngo, E. G. Larsson, and T. L. Marzetta, “Massive mu-mimo downlink tdd systems with linear precoding and downlink pilots,” *2013 51st Annual Allerton Conference on Communication, Control, and Computing (Allerton)*, pp. 293–298, Oct 2013.
- [9] Y. S. Cho, J. Kim, W. Y. Yang, and C. G. Kang, *MIMO-OFDM wireless communications with MATLAB*, John Wiley and Sons, 2010.
- [10] Costa, “Writing on dirty paper,” *IEEE Transactions on Signal Processing*, vol. 29, no. 3, 1983.
- [11] E. G. Larsson, O. Edfors, F. Tufvesson, and T. L. Marzetta, “Massive mimo for next generation wireless systems,” *IEEE communications magazine*, vol. 52, no. 2, pp. 186–195, 2014.
- [12] Thomas L. Marzetta, Erik G. Larsson, Hong Yang and Hien Quoc Ngo, *Fundamentals of Massive MIMO*, Cambridge University Press, 2017.
- [13] H. An, M. Mohaisen, and K. Chang, “Lattice reduction aided precoding for multiuser mimo using seysen’s algorithm,” *2009 IEEE 20th International Symposium on Personal, Indoor and Mobile Radio Communications*, pp. 2479–2483, Sept 2009.
- [14] M. . Simarro, F. Domene, F. J. Martínez-Zaldívar, and A. Gonzalez, “Block diagonalization aided precoding algorithm for large mu-mimo systems,” *2017 13th International Wireless Communications and Mobile Computing Conference (IWCMC)*, pp. 576–581, June 2017.
- [15] J. Wu, S. Fang, L. Li, and Y. Yang, “Qr decomposition and gram schmidt orthogonalization based low-complexity multi-user mimo precoding,” *10th International Conference on Wireless Communications*,

- Networking and Mobile Computing (WiCOM 2014)*, pp. 61–66, Sept 2014.
- [16] K. Zu and R. C. d. Lamare, “Low-complexity lattice reduction-aided regularized block diagonalization for mu-mimo systems,” *IEEE Communications Letters*, vol. 16, no. 6, pp. 925–928, June 2012.
- [17] W. Li and M. Latva-aho, “An efficient channel block diagonalization method for generalized zero forcing assisted mimo broadcasting systems,” *IEEE Transactions on Wireless Communications*, vol. 10, no. 3, pp. 739–744, March 2011
- [18] Q. H. Spencer, A. L. Swindlehurst, and M. Haardt, “Zero-forcing methods for downlink spatial multiplexing in multiuser mimo channels,” *IEEE Transactions on Signal Processing*, vol. 52, no. 2, pp. 461–471, Feb 2004.
- [19] H. Wang, L. Li, L. Song, and X. Gao, “A linear precoding scheme for downlink multiuser mimo precoding systems,” *IEEE Communications Letters*, vol. 15, no. 6, pp. 653–655, June 2011.
- [20] V. Stankovic and M. Haardt, “Generalized design of multi-user mimo precoding matrices,” *IEEE Transactions on Wireless Communications*, vol. 7, no. 3, pp. 953–961, March 2008.
- [21] S. Priya and P. Kumar, “Design of low complex linear precoding scheme for mu-mimo systems,” *Wireless Personal Communications*, vol. 97, no. 1, pp. 1097–1116, 2017.
- [22] T. L. Marzetta, “Massive mimo: an introduction,” *Bell Labs Technical Journal*, vol. 20, pp. 11–22, 2015.

- [23] E. Telatar, "Capacity of multi-antenna gaussian channels," *Transactions on Emerging Telecommunications Technologies*, vol. 10, no. 6, pp. 585–595, 1999.
- [24] E. G. Larsson and P. Stoica, *Space-time block coding for wireless communications*, Cambridge university press, 2008.
- [25] J.-C. Guey, M. P. Fitz, M. R. Bell, and W.-Y. Kuo, "Signal design for transmitter diversity wireless communication systems over rayleigh fading channels," *IEEE Transactions on Communications*, vol. 47, no. 4, pp.527–537, 1999.
- [26] S. M. Alamouti, "A simple transmit diversity technique for wireless communications," *IEEE Journal on selected areas in communications*, vol. 16, no. 8, pp. 1451–1458, 1998.
- [27] Gao, Xiang and Edfors, Ove and Rusek, Fredrik and Tufvesson, Fredrik, "Massive MIMO in real propagation environments," *IEEE Trans. Wireless Commun*, 2014.
- [28] J. Winters, "Optimum combining in digital mobile radio with cochannel interference," *IEEE journal on selected areas in communications*, vol. 2, no. 4, pp. 528–539, 1984.
- [29] J. Winters, "Optimum combining for indoor radio systems with multiple users," *IEEE Transactions on Communications*, vol. 35, no. 11, pp. 1222–1230, 1987.
- [30] S. C. Swales, M. A. Beach, D. J. Edwards, and J. P. McGeehan, "The performance enhancement of multibeam adaptive base-station antennas

- for cellular land mobile radio systems,” *IEEE Transactions on Vehicular Technology*, vol. 39, no. 1, pp. 56–67, 1990.
- [31] R. H. Roy and B. Ottersten, *Spatial division multiple access wireless communication systems*, Google Patents, 1996.
- [32] B. D. Van Veen and K. M. Buckley, “Beamforming: A versatile approach to spatial filtering,” *IEEE assp magazine*, vol. 5, no. 2, pp. 4–24, 1988.
- [33] S. Anderson, M. Millnert, M. Viberg, and B. Wahlberg, “An adaptive array for mobile communication systems,” *IEEE transactions on Vehicular technology*, vol. 40, no. 1, pp. 230–236, 1991.
- [34] A. J. Paulraj and T. Kailath, *Increasing capacity in wireless broadcast systems using distributed transmission/directional reception (dtdr)*, US Patent 5,345,599, Sep. 6 1994.
- [35] G. Caire and S. Shamai, “On the achievable throughput of a multiantenna gaussian broadcast channel,” *IEEE Transactions on Information Theory*, vol. 49, no. 7, pp. 1691–1706, 2003.
- [36] P. Viswanath and D. N. C. Tse, “Sum capacity of the vector gaussian broadcast channel and uplink-downlink duality,” *IEEE Transactions on Information Theory*, vol. 49, no. 8, pp. 1912–1921, 2003.
- [37] A. Goldsmith, S. A. Jafar, N. Jindal, and S. Vishwanath, “Capacity limits of mimo channels,” *IEEE Journal on selected areas in Communications*, vol. 21, no. 5, pp. 684–702, 2003.
- [38] S. Vishwanath, N. Jindal, and A. Goldsmith, “Duality, achievable rates, and sum-rate capacity of gaussian mimo broadcast channels,” *IEEE*

- Transactions on Information Theory*, vol. 49, no. 10, pp. 2658–2668, 2003.
- [39] D. Gesbert, M. Kountouris, R. W. Heath Jr, C.-B. Chae, and T. Salzer, “Shifting the mimo paradigm,” *IEEE signal processing magazine*, vol. 24, no. 5, pp. 36–46, 2007.
- [40] T. L. Marzetta, “How much training is required for multiuser mimo?,” *Signals, Systems and Computers, 2006. ACSSC’06. Fortieth Asilomar Conference on. IEEE*, 2006, pp. 359–363.
- [41] E. Bjornson, E. G. Larsson, and T. L. Marzetta, “Massive mimo: Ten myths and one critical question,” *IEEE Communications Magazine*, vol. 54, no. 2, pp. 114–123, 2016.
- [42] H. Q. Ngo and E. G. Larsson, “Blind estimation of effective downlink channel gains in massive mimo,” *2015 IEEE International Conference on Acoustics, Speech and Signal Processing (ICASSP)*, pp. 2919–2923, April 2015.
- [43] D. Gesbert, M. Kountouris, R. W. Heath, C. Chae, and T. Salzer, “Shifting the mimo paradigm,” *IEEE Signal Processing Magazine*, vol. 24, no. 5, pp. 36–46, Sep. 2007.
- [44] B. Lee, L. Ngo, and B. Shim, “Antenna group selection based user scheduling for massive mimo systems,” *2014 IEEE Global Communications Conference*, pp. 3302–3307, Dec 2014.
- [45] Fang, Bing and Qian, Zuping and Shao, Wei and Zhong, Wei, “Raise: A new fast transmit antenna selection algorithm for massive mimo sys-

- tems,” *Wireless Personal Communications*, vol. 80, no. 3, pp. 1147–1157, 2015.
- [46] J. Joung and S. Sun, “Two-step transmit antenna selection algorithms for massive mimo,” *2016 IEEE International Conference on Communications (ICC)*, pp. 1–6, May 2016.
- [47] M. T. A. Rana, R. Vesilo, and I. B. Collings, “Antenna selection in massive mimo using non-central principal component analysis,” *2016 26th International Telecommunication Networks and Applications Conference (ITNAC)*, pp. 283–288, Dec 2016.
- [48] T. H. Tai, W. H. Chung, and T. S. Lee, “A low complexity antenna selection algorithm for energy efficiency in massive mimo systems,” *2015 IEEE International Conference on Data Science and Data Intensive Systems*, pp. 284–289, Dec 2015.
- [49] P. Lin and S. Tsai, “Performance analysis and algorithm designs for transmit antenna selection in linearly precoded multiuser mimo systems,” *IEEE Transactions on Vehicular Technology*, vol. 61, no. 4, pp. 1698–1708, May 2012.
- [50] Z. Xiao and Z. Li, “Analysis of massive mimo systems downlink precoding performance,” *9th International Conference on Communications and Networking in China*, pp. 453–456, Aug 2014.
- [51] X. Li, E. Bjornson, E. G. Larsson, S. Zhou, and J. Wang, “A multi-cell mmse precoder for massive mimo systems and new large system analysis,” *2015 IEEE Global Communications Conference (GLOBECOM)*, pp. 1–6, Dec 2015.

- [52] D. A. Md. Mahfuzur Rahman, "Performance analysis of massive mimo with different precoders under perfect and imperfect csit condition," *International Journal of Engineering Trends and Technology (IJETT)*, vol. 33, no. 1, pp. 11–20, Dec 2016.
- [53] R.W. Heath, S. Sandhu and A. Paulraj, "Antenna Seclction for Spatial Multiplexing Systems with Linear Receivers", *IEEE communications letters*, vol. 5, no. 4, April 2001.
- [54] Shahab Sanayei and Aria Nosrtinia, "Antenna Selection in MIMO Systems", *IEEE communications Maganize*, vol: 42 , no: 10, pp. 68-73, Oct 2004.
- [55] Golub, Gene H and Van Loan, Charles F, *Matrix computations*, Johns Hopkins Univ Press, 1996.
- [56] Q. Zhou and X. Ma, "Element-based lattice reduction algorithms for large mimo detection," *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, vol. 31, no. 2, pp. 274–286, Feb 2013.
- [57] C. Windpassinger and R. F. H. Fischer, "Low-complexity near-maximum-likelihood detection and precoding for mimo systems using lattice reduction," *Proceedings 2003 IEEE Information Theory Workshop (Cat. No.03EX674)*, pp. 345–348, March 2003.
- [58] R. N. A. Paulraj and D. Gore, *Introduction to space-time wireless communications*, New York: Cambridge University Press, 2003.
- [59] S. L. Loyka, "Channel capacity of mimo architecture using the exponential correlation matrix," *IEEE Communications Letters*, vol. 5, no. 9, pp. 369–371, Sep. 2001.

- [60] B. J. Frigyes, I. and Bakki, *Advances in mobile and wireless communications: Views of the 16th IST mobile and wireless communication summit*, Berlin: Springer, 2008.
- [61] F. Rusek, D. Persson, B. K. Lau, E. G. Larsson, T. L. Marzetta, O. Edfors, and F. Tufvesson, "Scaling up mimo: Opportunities and challenges with very large arrays," *IEEE Signal Processing Magazine*, vol. 30, no. 1, pp. 40–60, Jan 2013.
- [62] A. Sharma, K. K. Paliwal, S. Imoto, and S. Miyano, "Principal component analysis using qr decomposition," *International Journal of Machine Learning and Cybernetics*, vol. 4, no. 6, pp. 679–683, 2013.
- [63] J. Shlens, *A tutorial on principal component analysis*, <https://www.cs.cmu.edu/~elaw/papers/pca.pdf>, 2005.
- [64] C. M. Bishop, *Pattern recognition and Machine Learning*, Springer, 2006
- [65] Jose Flordelis, Fredrik Rusek, Fredrik Tufvesson, Erik G. Larsson, Ove Edfors, "Massive MIMO Performance-TDD Versus FDD: What Do Measurements Say?," *IEEE Transactions on Wireless Communications*, vol: 17, issue: 4, April 2018.
- [66] C. Shepard, H. Yu, N. Anand, L. E. Li, T. L. Marzetta, R. Yang, and L. Zhong, "Argos: Practical many-antenna base stations," *Int. Conf. Mobile Computing and Networking (MobiCom)*, Istanbul, Turkey, Aug. 2012.
- [67] F. Kaltenberger, J. Haiyong, M. Guillaud, and R. Knopp, "Relative channel reciprocity calibration in MIMO/TDD systems," *Proc. of Future Network and Mobile Summit*, 2010.

- [68] Kentaro Nishimori, Keizo Cho, Yasushi Takatori, and Toshikazu Hori, "Automatic calibration method using transmitting signals of an adaptive array for TDD systems," *IEEE Transactions on Vehicular Technology*, vol. 50, no. 6, pp. 1636-1640, 2001.
- [69] Rogalin, R. Bursalioglu, O. Y. Papadopoulos, H. C. Caire, G., and A. F. Molisch, "Hardware impairment compensation for enabling distributed large-scale mimo", *In Information theory and applications workshop (ITA)*, pp. 1-10, 2013.
- [70] Xiaoli Ma and Wei Zhang "Performance Analysis for MIMO Systems with Lattice-Reduction Aided Linear Equalization", *IEEE Transactions on Communications*, vol. 56, no. 2, pp. 309-318, 2008.
- [71] Qi Zhou Ma and Xiaoli Ma "Improved Element-Based Lattice Reduction Algorithms for Wireless Communications", *IEEE Transactions on Wireless Communications*, vol. 12, no. 9, pp. 4414-4421, 2013.