流体天线辅助短分组系统的物理层安全：一种可变块相关方法

郑建超、吴拓、黄继杰，IEEE会士，刘柏洋、潘润宇、Maged Elkashlan、唐健辉，IEEE会士、Hyundong Shin，IEEE会士，以及孙素梅，IEEE会士

arXiv:2603.17224v1 [eess.SP] 18 Mar 2026

摘要——本文针对可变分块相关模型（VBCM）下的流体天线系统（FAS）辅助短分组通信，提出了一个全面的物理层安全（PLS）框架。我们考虑一种下行窃听场景：基站在窃听用户（EU）存在的情况下，向合法接收用户（RU）传输机密短分组，其中RU和EU均配备流体天线。不同于依赖恒定块相关模型或无限码长假设的现有FAS安全性分析，本文引入VBCM，以准确刻画实际FAS部署中固有的非均匀空间相关结构。通过采用译码错误概率的分段线性近似和高斯—切比雪夫求积，我们推导出了平均可达保密吞吐量（AAST）的闭式表达式和渐近表达式。进一步地，我们证明AAST关于RU端口数单调不减，从而将发射功率、码块长度和端口数的三维联合优化转化为二维网格搜索（GS）。数值结果表明，与传统固定位置天线系统相比，FAS辅助系统可将保密吞吐量提高一个数量级，且揭示出在联合优化中，码块长度选择是最关键的设计参数。

索引词——流体天线系统（FAS）、物理层安全（PLS）、可变块相关模型（VBCM）、平均可达保密吞吐量（AAST）、网格搜索（GS）。

I. 引言

THE 无线通信向第六代移动通信（6G）网络演进，需要采用尖端技术，同时实现超高可靠性、低时延和严格的安全保障 [1]。在第六代移动通信的诸多变革性应用中，超可靠低时延通信（URLLC）和任务关键型物联网（IoT）从根本上依赖短分组传输，而有限码长效应会导致不可消除的译码错误概率，使其显著偏离经典香农容量 [2]。此外，高精度定位 [3],[4], [5], 智能资源管理 [6], 和通感一体化（ISAC） [7] 等先进使能技术，对于实现第六代移动通信愿景也至关重要。随着这些短分组应用在自动驾驶车辆、远程手术和工业控制等对安全敏感的领域日益普及，如何确保短分组传输的机密性已成为一项关键且紧迫的研究挑战。

大规模多输入多输出（MIMO）是当代第五代（5G）网络的基石，它利用大量天线实现空间分集[8]。然而，其性能从根本上受终端可用射频（RF）链数量的限制，而不断上升的硬件成本、功耗和运行复杂度也带来了严峻的可扩展性挑战。流体天线系统（FAS） [9], [10], [11], [12],[13], （有时也称为可移动天线） [14], [15],已成为一种突破性解决方案，能够克服这些限制 [16], [17], [18], [19], [20], [21], [22], [23], [24], [25], [26], [27], [28], [29], [30], [31], [32], [33], [34], [35]。更广泛的 FAS 框架涵盖电子可切换阵列[36], [37], 、可重构超表面 [38],和空间分布式天线像素 [39], , 可动态控制空间辐射点，使自由度（DoFs）远超传统固定位置天线（FPA）阵列 [13]。

物理层安全（PLS）作为一种无需依赖密码密钥即可保障无线通信安全的关键技术，受到了广泛关注 [40], [41]。在 FAS 范式下，PLS 既带来了独特挑战，也创造了新的机遇：FAS 的智能端口选择机制使合法用户能够利用空间分集增强保密性，而窃听者也可能从类似的可重构性中获益。近期已有多项研究探讨了这些方面 [42], [43], [44], [45], [46], [47], [48], [49], [50]。然而，现有的 FAS 安全性分析大多基于两项简化假设：（i）无限码长（香农容量），忽略了短分组传输中固有的有限码长效应；（ii）恒定块相关模型（BCM），假设所有信道块的相关系数均相同。

（通讯作者：吴拓。）J. Zheng 任职于中国惠州惠州学院计算机科学与工程学院，邮编 516007（电子邮箱：zhengjch@hzu.edu.cn）。T. Wu 任职于中国香港香港城市大学电气工程系（电子邮箱：tuowu2@cityu.edu.hk）。R. Pan 任职于中国青岛山东大学计算机科学与技术学院，邮编 266237（电子邮箱：rypan@sdu.edu.cn）。K.-K. Wong 任职于英国伦敦大学学院电子与电气工程系，邮编 WC1E7JE，同时兼任韩国京畿道龙仁市庆熙大学电子工程系职务，邮编 17104（电子邮箱：kai-kit.wong@ucl.ac.uk）。B. Liu 和 K. F. Tong 任职于中国香港特别行政区香港都会大学科学与技术学院（电子邮箱：{byliu, ktong}@hkmu.edu.hk）。M. Elkashlan 任职于英国伦敦玛丽女王大学（电子邮箱：maged.elkashlan@qmul.ac.uk）。H. Shin 任职于大韩民国京畿道龙仁市庆熙大学电子与信息融合工程系，邮编 17104（电子邮箱：hshin@khu.ac.kr）。S. Sun 任职于新加坡科技研究局资讯通信研究院（I2R）（电子邮箱：sunsm@a-star.edu.sg）。

空间相关性建模的准确性对 FAS 安全性分析至关重要，因为相关结构直接决定合法接收端和窃听者的信道统计特性，进而决定保密容量和中断性能。$N\times N$FAS 的信道协方差矩阵具有托普利兹结构，使得精确的解析处理难以实现 [51]。为实现可处理的分析，研究人员提出了空间分块相关模型（BCM），将具有托普利兹结构的协方差矩阵划分为D 相互独立的区块，每个区块由一个相关系数表征 [19], [20]。尽管早期工作 [19] 认识到，允许不同区块采用不同的相关系数，原则上可以提高近似精度，但为避免一般可变情形下呈指数增长的 D^{N-D} 搜索复杂度，该工作聚焦于实践中更简单的恒定分块相关模型（BCM），即所有区块共用一个统一的相关系数。然而，恒定分块相关模型存在根本性局限，尤其是在紧凑型 FAS 部署中。当端口数 N 较少（例如 $N < 20$）时，托普利兹协方差矩阵的特征值分布并不具有显著的稀疏性，这意味着各个特征值之间的差异不可忽略，且每个端口都会显著影响整体信道统计特性。在这种情况下，强制所有区块采用统一的相关系数，无法捕捉非均匀的块内相关结构，进而造成显著的近似误差；在安全敏感型应用中，这种误差尤其有害，因为建模不准确会直接导致对保密吞吐量的高估或低估[51], [52], [53]。为克服这一根本性局限，近期提出了可变分块相关模型（VBCM） [54], ，该模型允许不同区块采用不同的相关系数。通过严格的特征值分析， [54] 推导出最优分块特定相关系数的闭式表达式，并提出了一种低复杂度算法，将搜索复杂度从指数级 D^{N-D}降至线性$(N-D)\times D$，与恒定分块相关模型相比，近似误差显著降低。

FAS、短分组通信与物理层安全的融合，开辟了一个颇具吸引力却鲜少探索的研究方向。从实际角度来看，许多安全至关重要的第六代移动通信应用——例如基于URLLC的工业控制、自动驾驶和远程医疗——本质上都要求采用短分组传输，因此有限块长区间是其自然的工作条件，而非边缘情况。此外，FAS 特别适合增强短包安全性：FAS 的端口选择分集带来了空间自由度，可显著降低合法接收端的译码错误概率，同时保持相对于窃听者的统计优势。与仅由信噪比差距决定保密性的无限块长区间不同，短包区间会引入信道色散惩罚 $\sqrt{V_R/M}$，使保密吞吐量对信道质量更加敏感，因此 FAS 端口选择带来的分集增益更显珍贵。此外，VBCM 对这项分析至关重要（而不仅仅是有所助益）。具体而言，当天线端口数量有限（通常为 $N < 20$）时，恒定分块相关模型无法捕捉非均匀块内相关性，可能导致对保密吞吐量的预测出现重大误差。过于乐观的模型可能造成系统设计严重不足，而过于悲观的模型则会导致资源分配不必要地保守，进而降低效率。VBCM 通过分配基于特征值分析得出的区块最优相关系数 [54],，为相关 FAS 信道提供了可靠且易于处理的表征，这对于精准的短包安全设计不可或缺 [19], [51]。

尽管动机充分，将VBCM引入FAS短包安全分析仍面临严峻的解析挑战。首先，VBCM的多区块累积分布函数（CDF）乘积结构与有限码长理论中的高斯Q函数相结合，会产生涉及马尔库姆Q函数和多维概率分布的复杂嵌套积分，无法得到闭式解。其次，译码错误概率的分段线性近似会将积分域划分为多个区域，这些区域的边界是窃听者信噪比的隐函数，因此需要逐一进行细致分析并采用数值求根。第三，对发射功率 P、码块长度 M和端口数 N_R 进行联合优化，构成一个混合整数非凸程序，其中 N_R 为离散变量，而平均可达保密吞吐量（AAST）关于 M 和信息比特数 m均呈非单调变化，从而形成复杂的多峰优化景观。

为克服这些挑战，本文针对 VBCM 下 FAS 辅助的安全短分组通信，构建了全面的分析与优化框架。我们的核心方法包括：(i) 将译码错误概率的分段线性近似与高斯-切比雪夫求积相结合，以实现高效数值积分，并推导出 AAST 闭式表达式；(ii) 获得高信噪比区域下的渐近 AAST 表达式，为系统设计提供见解并支持低复杂度优化；(iii) 证明 AAST 关于 N_R 的单调性，从而将三维优化简化为二维网格搜索（GS）。我们的框架与以往的 FAS 安全研究 [44], [45], [46], [47], [48] 在三个方面存在根本区别：它以更准确的 VBCM 取代恒定分块相关模型；它面向实际应用中相关的有限码长区间，而非香农极限；并且，它对全部三个关键系统参数进行联合优化，同时提供可证明的收敛保证。

本文的主要贡献总结如下：

- 基于 VBCM 的安全性分析框架：我们首次针对 VBCM 下的 FAS 辅助安全短包通信建立了分析框架。通过采用译码错误概率的分段线性近似和高斯-切比雪夫求积，我们推导出 AAST 的闭式表达式，同时考虑可变空间相关结构和有限码长效应。在高信噪比区域，我们还进一步得到了渐近 AAST 表达式，为设计提供了易于处理的指南。

- 结构性质与降维：我们证明渐近 AAST 关于 N_R（命题 1）单调不减，由此可推得最优端口数始终为 $N_R^* = N_{\text{最大值}}$。这一结构性结果将原本的三维混合整数优化问题简化为二维连续搜索，大幅降低了计算复杂度。

- 具有收敛保证的联合优化：我们开发了一种 GS优化算法，联合优化发射功率、码块长度和端口数，以最大化保密吞吐量。该算法基于 Lipschitz 连续性进行理论收敛性分析，并给出了明确的误差界和最低网格分辨率要求。

- 全面的设计洞见：通过广泛的数值分析，我们揭示了：(i) 与传统固定位置天线系统相比，FAS 的保密吞吐量最高可提升一个数量级；(ii) 分组长度选择是最关键的设计参数；(iii) 保密增益取决于端口数量不对称性 N_R/N_E，而非端口数的绝对值；(iv) FAS 端口分集在中等信噪比区域最为有效。

本文其余部分安排如下。第二节介绍流体天线系统赋能的安全通信的系统模型和信道相关模型。第三节给出安全性分析框架，包括 AAST 和渐近 AAST 表达式的推导。第四节详述用于提升 FAS 安全性的优化算法。第五节给出数值结果和性能验证。最后，第六节对全文进行总结。

II. 系统模型

我们考虑一种无线下行链路安全短包通信系统，其中单天线基站（BS）在窃听用户（EU）存在的情况下，向合法接收用户（RU）传输机密信息。RU 和 EU 均配备一维线性流体天线，可分别在长度为 $W\lambda$ 的线性空间内的 N_R 和 N_E 个离散端口之间切换，其中 W 表示归一化天线尺寸，λ 表示载波波长。我们假设信道为准静态块衰落信道，即信道系数在每个传输块内保持不变，但在不同区块间独立变化。

A. 信号模型

基站以发射功率 P 向 RU 发送信号 $s \sim \mathcal{CN}(0,1)$。RU 第 k 个端口和 EU 第 j 个端口接收到的信号分别为

$$y_{R,k} = \sqrt{P} g_{R,k} d_R^{-\frac{a_R}{2}} s + n_{R,k}, \quad k \in \{1,\dots,N_R\}, \tag{1}$$

$$y_{E,j} = \sqrt{P} g_{E,j} d_E^{-\frac{a_E}{2}} s + n_{E,j}, \quad j \in \{1,\dots,N_E\}, \tag{2}$$

其中，$g_{R,k} \sim \mathcal{CN}(0,\eta_R)$ 和 $g_{E,j} \sim \mathcal{CN}(0,\eta_E)$ 分别表示基站到合法用户的第 k 个端口和窃听用户的第 j 个端口的复高斯信道系数，其中 η_R 和 η_E 分别表示相应的平均信道功率增益。此外，$n_{R,k} \sim \mathcal{CN}(0,\sigma_R^2)$ 和 $n_{E,j} \sim \mathcal{CN}(0,\sigma_E^2)$ 分别表示合法用户和窃听用户处的加性高斯白噪声（AWGN）。此外，d_R 和 d_E 分别表示基站到合法用户和窃听用户的距离，a_R 和 a_E 分别表示合法用户链路和窃听用户链路的路径损耗指数。

利用流体天线提供的空间分集，两个用户均选择使信道幅度增益最大的最佳端口，即

$$\begin{aligned} i^* &= \arg \max_{k\in\{1,\dots,N_R\}} |g_{R,k}|, \\ j^* &= \arg \max_{j\in\{1,\dots,N_E\}} |g_{E,j}|. \end{aligned} \tag{3}$$

因此，RU和窃听用户处的最大信道幅度增益分别定义为 $\alpha_R = |g_{R,\,i^*}|$ 和 $\alpha_E = |g_{E,\,j^*}|$。随后，RU和窃听用户在所选端口处的瞬时信噪比（SNR）可表示为

$$\gamma_R = \frac{P d_R^{-a_R}}{\sigma_R^2}\alpha_R^2, \quad \gamma_E = \frac{P d_E^{-a_E}}{\sigma_E^2}\alpha_E^2. \tag{4}$$

B. FAS信道相关模型

由于流体天线相邻端口之间的间距较小，信道系数具有空间相关性。RU的信道向量定义为 $\mathbf{g}_R = [g_{R,1},\dots,g_{R,N_R}]^T \sim \mathcal{CN}(0,\mathbf{\Sigma}_R)$，其中 $\mathbf{\Sigma}_R = \mathbb{E}[\mathbf{g}_R\mathbf{g}_R^H]$ 为协方差矩阵。根据Jakes模型，[36], 归一化相关矩阵的第（k，l）个元素为

$$[\mathbf{R}]_{k,l} = J_0\left(\frac{2\pi|k-l|W}{N_R-1}\right), \tag{5}$$

其中，$J_0(\cdot)$表示第一类零阶贝塞尔函数。因此，RU的协方差矩阵可表示为

$$\mathbf{\Sigma}_R = \eta_R \begin{pmatrix} 1 & [\mathbf{R}]_{1,2} & \cdots & [\mathbf{R}]_{1,N_R} \\ [\mathbf{R}]_{1,2} & 1 & \cdots & [\mathbf{R}]_{2,N_R} \\ \vdots & & \ddots & \vdots \\ [\mathbf{R}]_{1,N_R} & [\mathbf{R}]_{2,N_R} & \cdots & 1 \end{pmatrix}, \tag{6}$$

其呈现对称的托普利兹结构。同样，窃听用户的信道向量定义为 $\mathbf{g}_E = [g_{E,1},\dots,g_{E,N_E}]^T \sim \mathcal{CN}(0,\mathbf{\Sigma}_E)$，其中 $\mathbf{\Sigma}_E = \eta_E\mathbf{R}_E$ 且 $[\mathbf{R}_E]_{i,\,j} = J_0\left(\frac{2\pi|i-j|W}{N_E-1}\right)$。

III. FAS通信的安全吞吐量

本节将推导所考虑的 FAS辅助安全短分组通信系统的平均可达保密吞吐量（AAST）的闭式表达式和渐近表达式。

A. 有限码长下的可达保密速率与性能指标

根据信噪比表达式（4），有限码长条件下的可达保密速率可近似表示为 [48]

$$R(M,\epsilon,\delta)=C_S-\sqrt{\frac{V_R}{M}}\frac{Q^{-1}(\epsilon)}{\ln 2}-\sqrt{\frac{V_E}{M}}\frac{Q^{-1}(\delta)}{\ln 2}, \quad (7)$$

在 $\gamma_R>\gamma_E$ 条件下（否则保密速率为零），其中 M 表示码块长度，ϵ 是合法用户处的译码错误概率，δ 表示信息泄漏水平。这里，$C_s=\log_2(1+\gamma_R)-\log_2(1+\gamma_E)$ 是保密容量，$V_R=1-(1+\gamma_R)^{-2}$ 和 $V_E=1-(1+\gamma_E)^{-2}$ 分别是合法用户和窃听用户处的信道色散，而 $Q^{-1}(\cdot)$ 表示高斯Q函数 $Q(x)=\int_x^\infty \frac{1}{\sqrt{2\pi}}e^{-\frac{t^2}{2}}dt$ 的反函数。

基站向合法用户发送 m 个信息比特。给定码块长度 M，传输速率为 $R=m/M$。译码错误概率 ϵ 为

$$\epsilon=Q\left(\sqrt{\frac{M}{V_R}}\left(\ln\frac{1+\gamma_R}{1+\gamma_E}-\sqrt{\frac{V_E}{M}}Q^{-1}(\delta)-\frac{m}{M}\ln 2\right)\right), \quad (8)$$

当 $\gamma_R>\gamma_E$时。当 $\gamma_R\le\gamma_E$时，保密容量为零，对于这一平凡情况，我们简单地设定 $\epsilon=1$。平均可达保密吞吐量可表示为

$$T=\mathbb{E}_{\gamma_R,\gamma_E}\left[\frac{m}{M}(1-\epsilon)\right]=\frac{m}{M}\left(1-\mathbb{E}_{\gamma_R,\gamma_E}[\epsilon]\right), \quad (9)$$

其中 $\mathbb{E}_{\gamma_R,\ \gamma_E}[\epsilon]$ 表示平均译码错误概率。

B. 可变分块相关模型与信道统计分布

为评估（9），需要知道 γ_R 和 γ_E的统计分布。然而，直接基于托普利兹协方差矩阵 $\mathbf{\Sigma}$ 进行分析在解析上难以处理。为此，我们遵循 [50], [54]，采用可变分块相关模型（VBCM）作为数学上易于处理的近似方法。具体而言，VBCM 将 $N\times N$托普利兹协方差矩阵划分为 D 个相互独立的区块。不同于传统的恒定分块相关模型（BCM）[19] 为所有区块指定同一个统一系数，VBCM 为每个区块指定 d 各自的最优相关系数 ρ_d，该系数由闭式特征值分析得出 [54]。这种针对各区块的参数化方式能够准确捕捉非均匀的空间相关结构，将近似误差从指数级的 D^{N-D} 穷举搜索降低至线性（$N-D$）$\times D$过程 [54]。在 VBCM 框架下，[50], 用户最大信道幅度的整体累积分布函数可表示为各区块累积分布函数的乘积，即：

$$F_\alpha(x)=\prod_{d=1}^{D}F_{\alpha_d}(x), \quad (10)$$

其中

$$F_{\alpha_d}(x)=\int_0^\infty\left[1-Q_1\left(\frac{\theta}{\sigma_d},\frac{x}{\sigma_d}\right)\right]^{L_d}\frac{2\theta}{\eta\rho_d}e^{-\frac{\theta^2}{\eta\rho_d}}d\theta. \quad (11)$$

此处，$Q_1(\cdot,\cdot)$ 表示一阶马尔库姆Q函数，[56],$\rho_d\in[0,1]$ 是区块 d的可变相关系数，η 是平均信道功率增益，D 是由大小为 $\{L_d\}_{d=1}^{D}$ $\sum_{d=1}^{D}L_d=N$ 的区块组成的独立区块数，且满足，$\sigma_d=\sqrt{\eta}(1-\rho_d)/2$。

对应的概率密度函数通过对 x求导得到： (10)

$$f_\alpha(x)=\sum_{d=1}^{D}\left[f_{\alpha_d}(x)\prod_{j=1,j\neq d}^{D}F_{\alpha_j}(x)\right], \quad (12)$$

其中 $f_{\alpha_d}(x)=\frac{d}{dx}F_{\alpha_d}(x)$表示区块 d中的最大幅度的概率密度函数。

C. 信噪比统计推导

基于上述推导的 VBCM 信道统计量，我们现在求得合法用户和窃听用户处信噪比的累积分布函数和概率密度函数。为方便记号，我们将平均信噪比定义为 $\bar{\gamma}_R$，$Pd_R^{-a_R}/\sigma_R^2$和 $\bar{\gamma}_E$，$Pd_E^{-a_E}/\sigma_E^2$，因此$\gamma_R=\bar{\gamma}_R\alpha_R^2$ 和 $\gamma_E=\bar{\gamma}_E\alpha_E^2$ 由（4）给出。

γ_R 的累积分布函数可通过直接变换得到：

$$F_{\gamma_R}(z)=\Pr\left(\bar{\gamma}_R\alpha_R^2\le z\right)=F_{\alpha_R}\left(\sqrt{\frac{z}{\bar{\gamma}_R}}\right). \quad (13)$$

对 13）关于 z 应用链式法则求导，可得 γ_R的概率密度函数：

$$f_{\gamma_R}(z)=\frac{d}{dz}F_{\alpha_R}\left(\sqrt{\frac{z}{\bar{\gamma}_R}}\right)=\frac{1}{2\sqrt{\bar{\gamma}_R\,z}}f_{\alpha_R}\left(\sqrt{\frac{z}{\bar{\gamma}_R}}\right). \quad (14)$$

类似地，γ_E 的累积分布函数为

$$F_{\gamma_E}(y)=F_{\alpha_E}\left(\sqrt{\frac{y}{\bar{\gamma}_E}}\right), \quad (15)$$

相应的概率密度函数为

$$f_{\gamma_E}(y)=\frac{1}{2\sqrt{\bar{\gamma}_E\,y}}f_{\alpha_E}\left(\sqrt{\frac{y}{\bar{\gamma}_E}}\right). \quad (16)$$

注释1（FAS分集与安全影响）：式（13）–（16）中推导出的信噪比统计特性揭示了 FAS 在安全通信中的根本作用。由式（10）可知，CDF$F_{\alpha_R}(x)=\prod_{d=1}^{D}F_{\alpha_d}(x)$是 D 个区块累积分布函数的乘积，且每个函数均满足$F_{\alpha_d}(x)\le 1$。随着 RU 端口数 N_R 增加（相应地，D 或 L_d），对于给定的 x，$F_{\alpha_R}(x)$会减小，从而使信噪比分布 $F_{\gamma_R}(z)$向更高的取值移动。即使只有一个射频链，这也相当于通过端口选择获得了空间分集增益。相反，增加 N_E 会使窃听者的 $F_{\gamma_E}(y)$向更高的信噪比移动，从而降低保密性能。因此，保密吞吐量取决于合法信道与窃听信道之间的不对称性：要满足有利的保密条件，必须确保 $\bar{\gamma}_R/\bar{\gamma}_E\gg 1$或 $N_R\gg N_E$，使 γ_R 在统计上优于 γ_E。这一见解为设计提供了指南：RU 配备的 FAS 端口数应显著多于 EU，以保证获得正的保密吞吐量。

D. 保密吞吐量的推导

在本小节中，我们推导式（9）中定义的 AAST。由于$\epsilon = 1$ 当 $\gamma_R \le \gamma_E$时，平均译码错误概率可写为

$$\mathbb{E}_{\gamma_R,\gamma_E}[\epsilon] = \int_0^\infty f_{\gamma_E}(y) \int_y^\infty \epsilon_{\gamma_R|\gamma_E=y} f_{\gamma_R}(x)\, dx\, dy, \quad (17)$$

对于 $\gamma_R > \gamma_E$；否则，对于 $\mathbb{E}_{\gamma_R,\ \gamma_E}[\epsilon] = 1$ 对于 $\gamma_R \le \gamma_E$。

(17) 中的积分无法得到闭式解。为解决这一难题，我们采用 ϵ 的线性近似，如下所示 [48]。

$$\epsilon_{\gamma_R|\gamma_E} \approx \hat{\epsilon} \triangleq \begin{cases} 1; & \gamma_R \le v \\ \dfrac{1}{2} - \omega(\gamma_R - \beta); & v < \gamma_R < u \\ 0; & \gamma_R \ge u, \end{cases} \quad (18)$$

其中

$$\beta = (1+\gamma_E)\exp\left(\frac{\mu V^{\frac{1}{2}}(\gamma_E)}{\sqrt{m}}\ln 2 + \frac{M}{m}\ln 2\right) - 1. \quad (19)$$

以及 $\omega = \sqrt{m/(2\pi\beta(\beta+2))}$，$v = \beta - \frac{1}{2\omega}$ 和 $u = \beta + \frac{1}{2\omega}$。

我们首先推导条件期望 $\mathbb{E}[\hat{\epsilon}|\gamma_E = y]$，其表达式为

$$\mathbb{E}[\hat{\epsilon}|\gamma_E = y] = \int_y^\infty \hat{\epsilon}_{\gamma_R|\gamma_E=y} f_{\gamma_R}(x)\, dx. \quad (20)$$

比较 y、v 和 u 的值，可得三种情况。

情况 1：当 $y \le v$ 时，将分段近似式（18）代入条件期望，得到

$$\mathbb{E}[\hat{\epsilon}] = \underbrace{\int_y^v 1 \cdot f_{\gamma_R}(x)\, dx}_{I_1} + \underbrace{\int_v^u \left(\frac{1}{2} - \omega(x-\beta)\right) f_{\gamma_R}(x)\, dx}_{I_2}. \quad (21)$$

第一个积分可直接求得：

$$I_1 = F_{\gamma_R}(v) - F_{\gamma_R}(y). \quad (22)$$

对于 I_2，我们定义 $g(x)$ $\frac{1}{2} - \omega(x-\beta)$，并应用分部积分，得到

$$I_2 = [g(x)F_{\gamma_R}(x)]_v^u + \omega\int_v^u F_{\gamma_R}(x)\, dx, \quad (23)$$

其中我们使用了 $g'(x) = -\omega$。边界项计算如下：

$$\begin{aligned} g(u) &= \tfrac{1}{2} - \omega\big(\beta + \tfrac{1}{2\omega} - \beta\big) = 0, \\ g(v) &= \tfrac{1}{2} - \omega\big(\beta - \tfrac{1}{2\omega} - \beta\big) = 1. \end{aligned} \quad (24)$$

将边界值代入（23）得

$$I_2 = -F_{\gamma_R}(v) + \omega\int_v^u F_{\gamma_R}(x)\, dx. \quad (25)$$

将式（22）与式（25）结合，$F_{\gamma_R}(v)$ 项相互抵消，得到

$$\mathbb{E}[\hat{\epsilon}] = \omega\int_v^u F_{\gamma_R}(x)\, dx - F_{\gamma_R}(y). \quad (26)$$

为计算式（26）中的积分，我们进行变量替换 $x = \frac{u-v}{2}t + \frac{u+v}{2}$，将 $x \in [v,u]$ 映射为$t \in [-1,1]$。由于 $u - v = \frac{1}{\omega}$，因此有

$$\omega\int_v^u F_{\gamma_R}(x)\, dx = \omega\cdot\frac{u-v}{2}\int_{-1}^1 F_{\gamma_R}(x(t))\, dt = \frac{1}{2}\int_{-1}^1 F_{\gamma_R}(x(t))\, dt. \quad (27)$$

应用高斯-切比雪夫求积 [?], 即 $\int_{-1}^1 h(t)\, dt \approx \frac{\pi}{U_p}\sum_{p=1}^{U_p}\sqrt{1-t_p^2}\,h(t_p)$，可得

$$\mathbb{E}[\hat{\epsilon}] = \frac{\pi}{2U_p}\sum_{p=1}^{U_p}\sqrt{1-t_p^2}F_{\gamma_R}(x_p) - F_{\gamma_R}(y), \quad (28)$$

其中 $t_p = \cos\left(\frac{2p-1}{2U_p}\pi\right)$ 和 $x_p = \frac{1}{2\omega}t_p + \beta$。

情况2：当 $v < y < u$ 时，条件期望变为

$$\begin{aligned} \mathbb{E}[\hat{\epsilon}] &= \int_y^u \left(\frac{1}{2} - \omega(x-\beta)\right) f_{\gamma_R}(x)\, dx \\ &= \omega\int_y^u F_{\gamma_R}(x)\, dx - F_{\gamma_R}(v). \end{aligned} \quad (29)$$

应用高斯-切比雪夫求积可得

$$\mathbb{E}[\hat{\epsilon}] = \frac{\pi}{2U_p}\sum_{p=1}^{U_p}\sqrt{1-t_p^2}F_{\gamma_R}(x_p) - F_{\gamma_R}(v). \quad (30)$$

情况3：当 $y \ge u$ 时，保密条件始终成立，因此

$$\mathbb{E}[\hat{\epsilon}] = 0. \quad (31)$$

得到 $\mathbb{E}[\hat{\epsilon}]$ 后，通过对 γ_E 求平均来计算总体平均译码错误概率：

$$\mathbb{E}_{\gamma_R,\gamma_E}[\epsilon] = \int_0^\infty \mathbb{E}[\hat{\epsilon}]\, f_{\gamma_E}(y)\, dy. \quad (32)$$

由于 $\mathbb{E}[\hat{\epsilon}]$ 是一个包含三种情形的分段函数，因此必须仔细划分积分区间 $[0,\infty)$（32）中的积分区间。由（19）可知，β 是 γ_E的函数。用于划分这三种情形的γ_E 四个临界点可通过求解以下两个方程确定：

$$\gamma_E = v, \quad (33)$$

$$\gamma_E = u. \quad (34)$$

将 $\omega = \sqrt{m/(2\pi\beta(\beta+2))}$ 和$v = \beta - \frac{1}{2\omega}$ 代入（33），得到

$$(2m-\pi)\beta^2 - (4m\gamma_E - 2\pi)\beta + 2m\gamma_E^2 = 0. \quad (35)$$

由于 β 是 γ_E [54]的单调递增函数，因此 γ_E 关于（35）的两个解，记为 τ_1 和 τ_2，其中$\tau_1 \le \tau_2$，可通过二分法求得。

同理，将 ω 和 $u = \beta + \frac{1}{2\omega}$的表达式代入（34），得到

$$(2m-\pi)\beta^2 + (4m\gamma_E - 2\pi)\beta + 2m\gamma_E^2 = 0. \quad (36)$$

方程 γ_E（36）的两个解分别记为 τ_3 和 τ_4，其中$\tau_3 \le \tau_4$，也可以通过二分法求得。

根据这些临界点，三个情形在（32）中的积分区间确定如下。

情况1：当 $y \le v$，即 $y \le \beta - \frac{1}{2\omega}$ 时，积分区间为

$$\Theta_1 = [\tau_1, \tau_2]. \tag{37}$$

情况2：当 $v < y < u$，即 $\beta - \frac{1}{2\omega} < y < \beta + \frac{1}{2\omega}$ 时，积分区间为

$$\Theta_2 = (((-\infty, \tau_1] \cup [\tau_2, \infty)) \cap [\tau_3, \tau_4]). \tag{38}$$

情况3：当 $y \ge u$ 时，对 $\mathbb{E}_{\gamma_R,\ \gamma_E}[\epsilon]$ 的贡献为零。

将各情况下的积分区间及相应的$\mathbb{E}[\hat{\epsilon}]$ 代入式（32），我们采用高斯-切比雪夫求积来计算外层积分。

对于第 i 种情况 $i \in \{1,2\}$，令 $\mathcal{H}_i$ 和 $\mathcal{L}_i$ 分别表示积分区间的上限和下限，并令 $\mathcal{Y}_i(y)$ 表示第 i 种情况下 $\mathbb{E}[\hat{\epsilon}]$ 关于 γ_E 的函数。则 $\mathbb{E}_{\gamma_R,\ \gamma_E}[\epsilon]$ 计算为

$$\mathbb{E}_{\gamma_R,\gamma_E}[\epsilon]_i = \frac{\pi}{U_l}\frac{\mathcal{H}_i - \mathcal{L}_i}{2}\sum_{l=1}^{U_l}\sqrt{1-t_l^2}\mathcal{Y}_i(y_l) f_{\gamma_E}(y_l), \tag{39}$$

其中，U_l 是控制复杂度-精度权衡的求积点数量，且

$$t_l = \cos\left(\frac{(2l-1)\pi}{2U_l}\right), \tag{40}$$

$$y_l = \frac{\mathcal{H}_i - \mathcal{L}_i}{2}t_l + \frac{\mathcal{H}_i + \mathcal{L}_i}{2}. \tag{41}$$

因此，AAST 表示为

$$T = \begin{cases} \frac{m}{M}\left(1 - \mathbb{E}_{\gamma_R,\gamma_E}[\epsilon]_i\right), & i \in \{1,2\}, \\ \frac{m}{M}, & i = 3. \end{cases} \tag{42}$$

备注 2（码长-速率-安全性权衡）：AAST 表达式 $T = \frac{m}{M}(1 - \mathbb{E}[\epsilon])$ 揭示了传输速率 m/M、译码可靠性 $\mathbb{E}[\epsilon]$和安全级别 δ之间的根本性三方权衡。具体而言：

(i) 码块长度 M：增加 M 会降低译码错误概率 ϵ （因为信道色散惩罚 $\sqrt{V_R/M}$会减小），但同时也会降低有效速率m/M。因此， T 相对于M呈现单峰行为，这证实了最优分组长度 M^*的存在。

(ii) 信息比特 m：对于固定的 M，增加 m 会提高速率 m/M，但也会增加 ϵ （因为译码会变得更困难），从而产生类似的权衡，并存在一个最优的 m^*。

(iii) 保密泄漏 δ：更小的 δ 会施加更严格的保密要求，从而提高有效译码阈值 β 在（19）中，进而增大 ϵ，降低吞吐量 T。

这些权衡凸显了在 FAS 辅助安全短分组系统中联合优化 M、 m 和 P 的重要性，第四节对此进行了讨论。

E. 渐近 AAST

为降低计算复杂度，我们推导出 AAST 的渐近近似。按照 [57],，我们将式（17）中内层积分的下限从 y 放宽为0，从而得到

$$\mathbb{E}_{\gamma_R,\gamma_E}[\epsilon] \approx \int_0^\infty f_{\gamma_E}(y)\int_0^\infty \epsilon_{\gamma_R|\gamma_E=y} f_{\gamma_R}(x)\,dx\,dy. \tag{43}$$

将下限改为0的线性近似式（18）代入，可得

$$\mathbb{E}[\hat{\epsilon}] = \underbrace{\int_0^v f_{\gamma_R}(x)\,dx}_{J_1} + \underbrace{\int_v^u \left(\frac{1}{2} - \omega(x-\beta)\right) f_{\gamma_R}(x)\,dx}_{J_2}. \tag{44}$$

第一个积分的结果为 $J_1 = F_{\gamma_R}(v) - F_{\gamma_R}(0) = F_{\gamma_R}(v)$，因为对于非负随机变量， $F_{\gamma_R}(0) = 0$。对于 J_2，按照 (23)–(25) 中的方法进行分部积分，可得$J_2 = -F_{\gamma_R}(v) + \omega\int_v^u F_{\gamma_R}(x)\,dx$。结合 J_1和 J_2，$F_{\gamma_R}(v)$ 项相互抵消，得到

$$\mathbb{E}[\hat{\epsilon}] = \omega\int_v^u F_{\gamma_R}(x)\,dx. \tag{45}$$

采用与 (26) 相同的高斯-切比雪夫求积过程，可得

$$\mathbb{E}[\hat{\epsilon}] = \frac{\pi}{2U_p}\sum_{p=1}^{U_p}\sqrt{1-t_p^2}F_{\gamma_R}(x_p). \tag{46}$$

类似地，对关于 y 的外层积分应用高斯-切比雪夫求积，可得

$$\mathbb{E}_{\gamma_R,\gamma_E}[\epsilon] = \frac{\mathcal{H}}{2}\frac{\pi}{U_l}\sum_{l=1}^{U_l}\sqrt{1-t_l^2} f_{\gamma_E}(y_l)\mathbb{E}[\hat{\epsilon}], \tag{47}$$

其中， $\mathcal{H}$ 是积分范围的一个足够大的截断参数。因此，渐近 AAST 可表示为

$$\hat{T} = \frac{m}{M}\left(1 - \frac{\mathcal{H}}{2}\frac{\pi}{U_l}\sum_{l=1}^{U_l}\sqrt{1-t_l^2} f_{\gamma_E}(y_l)\mathbb{E}[\hat{\epsilon}]\right). \tag{48}$$

注释3（高信噪比特性与设计指南）：式（48）中的渐近 AAST 为 FAS 辅助的安全短码包系统提供了若干重要的设计见解。（i）高信噪比区域：当 $\bar{\gamma}_R \to \infty$ 时，$F_{\gamma_R}(x_p) = F_{\alpha_R}\left(\sqrt{x_p/\bar{\gamma}_R}\right) \to 0$ 对于任意有限的 x_p，累积分布函数() 意味着$\hat{}\mathbb{E}[\hat{\epsilon}] \to 0$ 由式（45）可得。因此， $T \to m/M$，这表明 AAST 在高信噪比区域收敛至名义传输速率。这证实了充足的发射功率能够有效克服有限码长惩罚。（ii）功率-距离缩放：根据平均信噪比的定义$\bar{\gamma}_R = Pd_R^{-a_R}/\sigma_R^2$和$\bar{\gamma}_E = Pd_E^{-a_E}/\sigma_E^2$，比值 $\bar{\gamma}_R/\bar{\gamma}_E = d_E^{a_E}/d_R^{a_R}\cdot\sigma_E^2/\sigma_R^2$与 P无关。这意味着仅提高发射功率会同比提升合法信道和窃听信道的信噪比，而保密优势从根本上取决于路径损耗比$d_E^{a_E}/d_R^{a_R}$。因此，FAS端口选择对于在路径损耗之外创造额外的保密优势至关重要，因为它能够通过空间分集独立提升合法信道质量。

（iii）实用设计指南：对于目标保密吞吐量T_{target}，系统设计者应首先选择 N_R ，以确保相对于窃听者具有足够的分集增益（参见备注1），然后联合优化 P 和 M ，以平衡速率-可靠性权衡（参见备注2）。

IV. 优化问题构建与算法设计

本节在实际约束条件下，建立以最大化式（48）中的渐近 AAST 为目标的优化问题，并提出一种网格搜索（GS）算法，以寻找 FAS 系统的最优工作点。

A. FAS 安全优化问题

目标是在满足发射功率、端口数和码块长度的实际约束条件下，最大化渐近 AAST。因此，得到以下优化问题：

$$\begin{aligned} \max_{N_R,P,M} \quad & \hat{T}(N_R,P,M) \\ \text{s.t.} \quad & P \le P_{\max}, \\ & N_R \le N_{\max}, \\ & M \le M_{\max}, \\ & \hat{T}(N_R,P,M) \ge 0, \end{aligned} \tag{49}$$

其中，$\hat{T}(N_R,P,M)$ 表示渐近 AAST，它是合法用户端口数 N_R、发射功率 P和码块长度 M的函数，如式（48）所示。

式（49）中的优化问题本质上较为复杂，这是由于目标函数具有非凸性，且端口选择变量 N_R具有离散性。此外，具备类似 FAS 能力的窃听者会形成竞争场景，使得优化空间中存在多个局部最优解。

为解决这一优化问题，我们首先分析其结构特性，然后提出网格搜索（GS）算法。

命题1（单调性）：对于固定的 P和 M，式（$\hat{T}(N_R, P, M)$）（48）中的渐近 AAST 关于 N_R单调非递减。

证明1：由（10）可知，合法用户处最大信道幅度的累积分布函数（CDF）为 $F_{\alpha_R}(x) = \prod_{d=1}^{D} F_{\alpha_d}(x)$。当 N_R增大时，VBCM 框架会增加区块数量 D 或区块大小 $\{L_d\}$。在这两种情况下，由于每个区块累积分布函数均满足 $0 \le F_{\alpha_d}(x) \le 1$（当 $x \ge 0$时），因此对于任意给定的$x>0$，乘积 $F_{\alpha_R}(x)$ 关于 N_R 均为非递增。由此，根据（13），对于任意 $z>0$，$F_{\gamma_R}(z)$ 关于 N_R 也为非递增。根据（45），条件期望 $\mathbb{E}[\epsilon] = \omega \int_v^u F_{\gamma_R}(x)\,dx$ 关于 N_R 为非递增，因为 ϵ 被积函数递减。由于 $T = \frac{m}{M}(1 - \mathbb{E}_{\gamma_R,\ \gamma_E}[\epsilon])$ 且 $\mathbb{E}_{\gamma_R,\ \gamma_E}[\epsilon]$ 关于 N_R为非递增，因此渐近 AAST T关于 N_R单调非递减。

推论 1（降维）：对于优化问题（49），RU端口的最优数量为$N_R^* = N_{\max}$。因此，对（N_R，P，M）进行的三维搜索可简化为对（P，M）进行的二维搜索：

$$\max_{P,M} \quad \hat{T}(N_{\max},P,M), \quad \text{s.t. } P \le P_{\max},\ M \le M_{\max}. \tag{50}$$

候选解的总数从 $|\mathcal{S}|$（56）减少至

$$|\mathcal{S}'| = G_P \times G_M, \tag{51}$$

从而实现了（$N_{R\text{最大值}} - N_R^{\min}+1$）的计算节省因子。

备注 4（问题结构）：优化问题（49）是一个混合整数非凸程序，因为 N_R 是离散变量，而$\hat{T}$通常关于（P，M）是非凸的，这是由于其中涉及累积分布函数乘积和高斯-切比雪夫求和的复合结构。然而，命题1 解决了整数部分，化简后的问题（50）仅包含两个连续变量，因此 GS 算法的效率尤其高。

B. 网格搜索优化

GS 算法提供了一种系统的方法来探索整个可行参数空间，虽然计算复杂度较高，但能够保证全局最优性。

具体而言，GS 方法将问题（49）离散化为有限个候选解。对于发射功率 P和码块长度 M，我们构建均匀网格如下：

$$\mathcal{P} = \left\{ P^{\min} + j \cdot \frac{P^{\max}-P^{\min}}{G_P - 1} : j = 0,1,\ldots,G_P-1 \right\}, \tag{52}$$

$$\mathcal{M} = \left\{ M^{\min} + t \cdot \frac{M^{\max}-M^{\min}}{G_M - 1} : t = 0,1,\ldots,G_M-1 \right\}, \tag{53}$$

其中，G_P 和 G_M 分别表示 P和 M的网格分辨率。相应的网格间距为

$$\Delta P = \frac{P^{\max}-P^{\min}}{G_P-1}, \quad \Delta M = \frac{M^{\max}-M^{\min}}{G_M-1}. \tag{54}$$

对于离散端口参数 N_R，其搜索空间自然定义为

$$\mathcal{N} = \{N_R^{\min}, N_R^{\min}+1, \ldots, N_R^{\max}\}. \tag{55}$$

因此，候选解的总数为

$$|\mathcal{S}| = |\mathcal{P}| \times |\mathcal{M}| \times |\mathcal{N}| = G_P \times G_M \times (N_R^{\max} - N_R^{\min} + 1). \tag{56}$$

对于每个候选解$(N_R,\ P,\ M) \in \mathcal{N} \times \mathcal{P} \times \mathcal{M}$，使用（48）计算渐近 AAST。GS 算法寻求全局最优解，其表达式为

$$(N_R^*, P^*, M^*) = \arg \max_{(N_R,P,M)\in\mathcal{N}\times\mathcal{P}\times\mathcal{M}} \hat{T}(N_R,P,M). \tag{57}$$

等价地，该优化问题可分解为

$$\begin{aligned} \hat{T}^* &= \max_{N_R\in\mathcal{N}} \max_{P\in\mathcal{P}} \max_{M\in\mathcal{M}} \hat{T}(N_R,P,M) \\ &= \max_{i=1,\ldots,|\mathcal{N}|} \max_{j=1,\ldots,G_P} \max_{t=1,\ldots,G_M} \hat{T}(N_R^{(i)}, P^{(j)}, M^{(t)}), \end{aligned} \tag{58}$$

其中，$N_R^{(i)}$，$P_{(j)}$，以及 $M_{(t)}$分别表示第 i个、第 j个和第 t个网格点。整体 GS 算法总结于算法1。

GS 算法在离散意义上实现全局最优性。随着网格分辨率提高，近似误差 ϵ 会减小。根据 T 关于

算法1 FAS SP 安全的网格搜索优化

输入：$N_E, W, \eta_R, \eta_E, \sigma_R^2, \sigma_E^2, P_{\text{最小值}}, P_{\text{最大值}}, N_{R\text{最小值}}, N_R^{\max}, M^{\min}, M^{\max}, G_P, G_M$

输出：最优（N_R^*, P^*, M^*）和最大渐近ˆAAST T^*

初始化 $\hat{T}^* \leftarrow 0$, $N_R^* \leftarrow N_R^{\min}$, $P^* \leftarrow P^{\min}$, $M^* \leftarrow M_{\text{最小值}}^{\min}$

构造功率网格 $\mathcal{P}$ 使用 (52)

构造码块长度网格 $\mathcal{M}$ 使用 (53)

构造端口网格 $\mathcal{N}$ 使用 (55)

对于 $N_R \in \mathcal{N}$，执行

  对于 $P \in \mathcal{P}$，执行

    对于 $M \in \mathcal{M}$，执行

      计算 $\hat{T}(N_R, P, M)$ 使用 (48)

      if $\hat{T}(N_R, P, M) > \hat{T}^*$ 然后

        $T^* \leftarrow \hat{T}(N_R, P, M)$

        $N_R^* \leftarrow N_R$, $P^* \leftarrow P$, $M^* \leftarrow M$

      结束 if

    结束 for

  结束 for

结束 for

返回 $(N_R^*, P^*, M^*, \hat{T}^*)$

P 和 M 的 Lipschitz 连续性，整体网格近似误差有界于

$$\epsilon_{\text{grid}} = \left|\hat{T}^{\text{true}} - \hat{T}^*\right| \le L_P \cdot \frac{\Delta P}{2} + L_M \cdot \frac{\Delta M}{2}, \tag{59}$$

ˆ其中 L_P 和 L_M 分别表示 T 相对于 P和 M的 Lipschitz 常数，且 ˆ$T_{\text{真实}}$ 是连续最优解的真实值。将（54）代入（59），误差可表示为网格分辨率的函数：

$$\epsilon_{\text{grid}} \le \frac{L_P(P^{\max} - P^{\min})}{2(G_P - 1)} + \frac{L_M(M^{\max} - M^{\min})}{2(G_M - 1)}. \tag{60}$$

对于给定的目标精度 $\epsilon_{\text{target}} > 0$，通过为每个维度分配相等的误差预算，最小网格分辨率为

$$G_P^{\min} = 1 + \left\lceil \frac{L_P(P^{\max} - P^{\min})}{\epsilon_{\text{target}}} \right\rceil, \tag{61}$$

$$G_M^{\min} = 1 + \left\lceil \frac{L_M(M^{\max} - M^{\min})}{\epsilon_{\text{target}}} \right\rceil, \tag{62}$$

其中 $\lceil \cdot \rceil$ 表示向上取整函数。公式（61）–（62）提供了一种根据期望精度选择网格分辨率的原则性方法。

GS 算法的计算复杂度为$\mathcal{O}(G_P \cdot G_M \cdot (N_R^{\max} - N_{R}^{\min} + 1))$，其中每次目标函数评估都需要进行数值积分，其复杂度为$\mathcal{O}(U_p \cdot U_l)$。利用推论 1，复杂度可降低至 $\mathcal{O}(G_P \cdot G_M)$。总计算成本为

$$\mathcal{T}_{\text{grid}} = G_P \cdot G_M \cdot U_p \cdot U_l \cdot \mathcal{T}_{\text{eval}}, \tag{63}$$

其中，$\mathcal{T}_{\text{eval}}$ 表示计算 VBCM 信道统计量的成本。将式（61）–（62）代入后，达到精度ϵ_{target} 所需的最小计算成本按以下规律变化

$$\mathcal{T}_{\text{grid}}^{\min} = \mathcal{O}\left(\frac{L_P L_M (P^{\max} - P^{\min})(M^{\max} - M^{\min})}{\epsilon_{\text{target}}^2} \cdot U_p U_l \right). \tag{64}$$

这揭示了一个基本的精度-复杂度权衡：将目标误差减半需要将计算量增加四倍。

C. 理论收敛性分析

定理 1（网格搜索最优性）：算法1 随着网格分辨率 $G_P \to \infty$ 和 $G_M \to \infty$，收敛到问题（49）的全局最优解。

证明：设 $(N_R^*, P^*, M^*) = \arg\max_{(N_R,P,M)\in\mathcal{X}} \hat{T}(N_R, P, M)$ 表示全局最优解集合，其中 $\mathcal{X}$ 为可行域。对于任意 $\epsilon_P > 0$ 和 $\epsilon_M > 0$，存在网格分辨率 G_{ϵ_P}和 G_{ϵ_M}，使得对于所有 $G_P \ge G_{\epsilon_P}$ 和 $G_M \ge G_{\epsilon_M}$，网格间距满足

$$\Delta P = \frac{P^{\max} - P^{\min}}{G_P - 1} \le \frac{\epsilon_P}{L_P}, \quad \Delta M = \frac{M^{\max} - M^{\min}}{G_M - 1} \le \frac{\epsilon_M}{L_M}, \tag{65}$$

ˆ其中 L_P 和 L_M 分别是 T 关于 P和 M的 Lipschitz 常数。

对于任意全局最优解（N_R^*, P^*, M^*）$\in \mathcal{S}^*$，存在一个网格点（$N_{(i)R}, P_{(j)}\, M_{(t)}$），使得 $|P^* - P_{(j)}| \le \Delta P/2$且 $|M^* - M_{(t)}| \le \Delta M/2$。根据 Lipschitz 连续性，

$$\begin{aligned} &|\hat{T}(N_R^*, P^*, M^*) - \hat{T}(N_R^*, P^{(j)}, M^{(t)})| \\ &\le L_P \cdot \frac{\Delta P}{2} + L_M \cdot \frac{\Delta M}{2} \\ &\le \frac{\epsilon_P + \epsilon_M}{2}. \end{aligned} \tag{66}$$

由于网格搜索会评估所有网格点，网格上的最大值会在 $G_P \to \infty$ 和$G_M \to \infty$趋近时趋近于全局最大值。因此，

$$\lim_{G_P\to\infty, G_M\to\infty} \hat{T}^{\text{grid}} = \max_{(N_R,P,M)\in\mathcal{X}} \hat{T}(N_R, P, M). \tag{67}$$

备注 5（实际实现指南）：第三节的分析结果可通过两种方式提升算法的实际效率1 。

(i) 搜索范围缩减：根据备注 3，功率-距离缩放定律 $\bar{\gamma}_R/\bar{\gamma}_E = d_E^{a_E}/d_R^{a_R} \cdot \sigma_E^2/\sigma_R^2$ 表明，可通过要求 P 来确定一个有意义的 $\bar{\gamma}_R > \bar{\gamma}_E$下界，即$P > \sigma_R^2 d_R^{a_R}/(\sigma_E^2 d_E^{a_E})$，低于该界时保密吞吐量可忽略不计。这会缩小搜索范围 $[P^{\min}, P_{\max}]$并减少 $G_P^{\min}$（61）中的搜索范围。类似地，ˆ关于 T 的单峰行为 M （参见备注 2）意味着， M 的搜索范围可围绕近似最优点设定。

(ii) 自适应网格细化：可以采用由粗到细策略：首先通过初始粗网格确定有潜力区域，然后在粗网格最优点附近使用细化网格。这样可将有效计算成本从 $\mathcal{O}(1/\epsilon_{\text{target}}^2)$ （64）降低至 $\mathcal{O}$（$\log^2$（$1/\epsilon_{\text{target}}$））， 同时保持定理 1 的全局收敛保证。

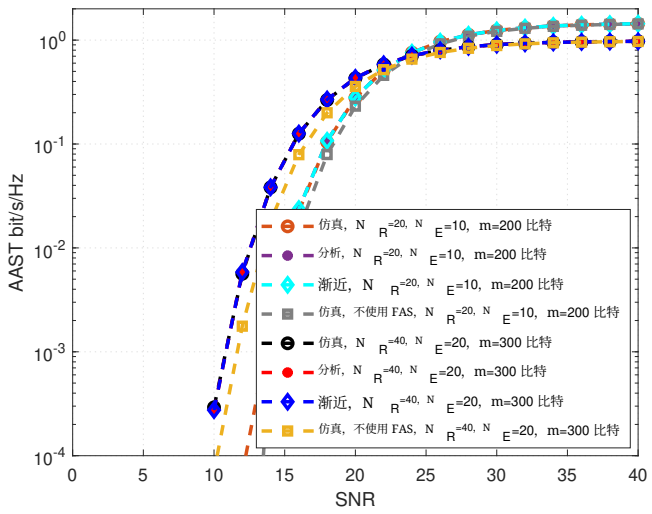

图1. AAST与信噪比的关系，其中分别为 $m = 200$ 比特、 $N_R = 20$、 $N_E = 10$ 和$m = 300$ 比特、 $N_R = 40$、 $N_E = 20$。

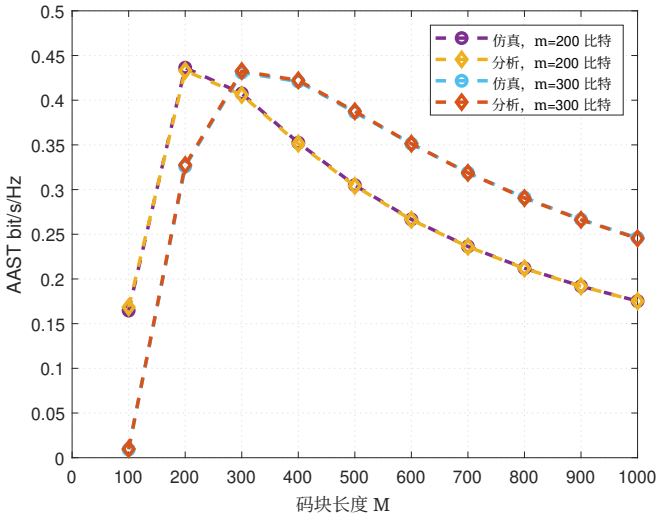

图2。AAST与码块长度 M的关系，其中 $N_R = 40$、 $N_E = 20$，且信噪比为=20dB。

V. 数值结果与分析

本节给出数值结果，以验证推导所得 AAST 表达式的准确性，并评估所提出的 GS优化算法在各种系统配置下的性能。

系统工作载波频率为 $f_c = 2.4$GHz，波长为 $\lambda = c/f_c = 0.125$ m。天线配置采用一维线性流体天线，端口间距为半波长 $\lambda/2$，并采用最大信道增益端口选择策略。信道模型参数设置如下：平均信道功率增益 $\eta_R = \eta_E = 1.0$、噪声方差 $\sigma_R^2 = \sigma_E^2 = 1.0$，空间相关性遵循Jakes模型。基站到合法用户和窃听用户的距离分别为 $d_R = 10$ m和 $d_E = 100$ m，路径损耗指数为 $a_R = a_E = 2$。

为准确评估推导得到的解析表达式，数值积分参数设置如下：截断参数 $\mathcal{H} = 10\sqrt{\eta_R}$，外层求积点 U_p =100，内层求积点 $U_l = 100$。

GS 算法的参数范围设置为$N_R \in [5, 20]$、$P \in [0.1, 15]$ W 和 $M \in [100, 1000]$，并满足约束条件 $N_R + N_E \leq 40$。通过 10^5 个独立信道实现进行蒙特卡罗仿真，以验证结果。

图 1 展示了两种系统配置下 AAST 随信噪比变化的情况：(i) $m = 200$ 比特， $N_R = 20$，$N_E = 10$以及 (ii) $m = 300$ 比特， $N_R = 40$， $N_E = 20$。可以得出以下几个关键结论。首先，在两种配置下的整个信噪比范围内，分析结果（“分析”）与蒙特卡洛仿真结果（“仿真”）均高度一致，从而验证了所推导 AAST 闭式表达式的准确性。其次，渐近近似（“渐近”）与精确分析曲线高度吻合，尤其是在中高信噪比区域（信噪比 $\geq$ 15 dB），证实了式（48）中渐近表达式的紧致性。第三，FAS辅助系统相较于传统的固定位置天线系统（“无 FAS”）获得了显著的 AAST 增益，在中等信噪比区域（15–25 dB）提升约一个数量级。这一显著差距凸显了 FAS端口选择在利用空间分集、提升保密性能方面的有效性，与备注 1中的分析一致。第四，对比两种配置可见，天线阵列更大的系统（$N_R = 40$， $N_E = 20$）在高信噪比值下实现了更高的 AAST，尽管其传输的比特数更多（$m = 300$），这表明增加的 N_R 所带来的分集增益可以完全抵消更高的解码负担。最后，AAST 随信噪比单调增加，并在高信噪比下趋于饱和水平，这与备注ˆ $T \to m/M$中分析的高信噪比极限行为3一致。

图2展示了在 $N_R = 40$、 $N_E = 20$、信噪比为 $= 20$ dB，且信息比特数分别为 $m = 200$ 比特和 $m = 300$ 比特时，AAST 随码块长度M 的变化情况。对于 m 的两种取值，分析结果（“分析”）均与仿真结果（“仿真”）高度吻合，进一步验证了推导表达式。可以观察到明显的单峰行为：AAST 随着 M 增大而迅速上升，达到峰值后逐渐下降。具体而言，当信息比特数为 $m = 200$ 比特时，最优分组长度约为 $M^* \approx$ 200–250，峰值 AAST 约为 0.44 比特/秒/赫兹；当信息比特数为 $m = 300$ 比特时，最优分组长度移至 $M^* \approx$ 250–300，峰值 AAST 相近，约为 0.43 比特/秒/赫兹。这种单峰行为印证了备注 2 中分析的基本块长-速率权衡：当 M 较小时，信道色散惩罚 $\sqrt{V_R/M}$较大，导致译码错误概率较高、吞吐量较低；当 M 增大并超过最优点后，有效传输速率 m/M 下降，其影响占据主导地位，从而使吞吐量降低。此外，最优 M^*会随着 m 增大而增大，因为传输更多信息比特需要更长的码块长度，才能维持较低的译码错误概率。在较大的码块长度下（$M = 1000$）， $m = 300$

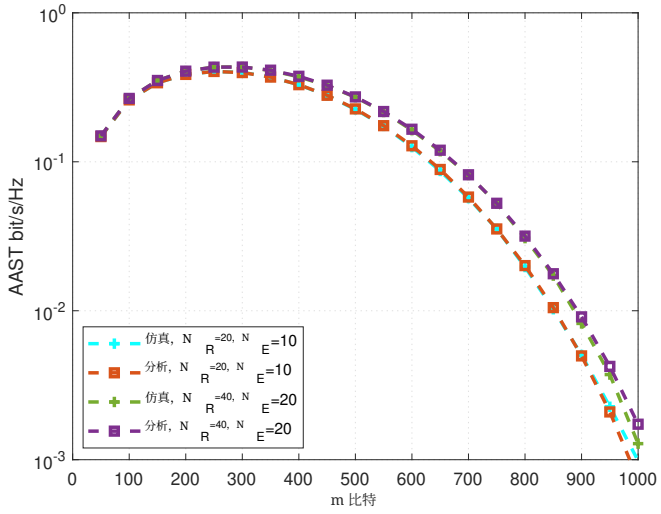

图3. AAST与传输比特 m的关系，其中信噪比=20 dB，且 $N_R = 20$、$N_E = 10$ $N_R = 40$ $N_E = 20$ 和分别为、。

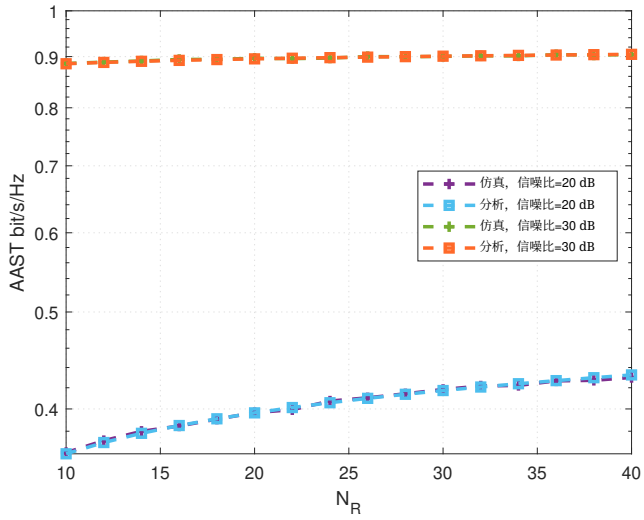

图4. AAST 与 N_R 的关系，其中 $m = 300$ 比特，且 $N_E = 20$。

配置所对应的 AAST（≈ 0.25 比特/秒/赫兹）高于 $m = 200$ 情形（≈ 0.17 比特/秒/赫兹），因为当 M 固定时，较大的 m 对应更高的速率 m/M。这些结果有力地说明，应将 M 纳入所建问题中的优化变量（49）。

图3研究了传输比特数m 对两种配置下AAST的影响：$(N_R = 20, N_E = 10)$和$(N_R = 40, N_E = 20)$，信噪比为 $= 20$ dB。与图2中观察到的块长权衡类似，AAST随 m变化呈单峰趋势：先急剧上升，达到峰值后，随着 m 进一步增加而下降。对于$(N_R = 20, N_E = 10)$配置，约在 $m \approx 300$比特时达到约0.35比特/秒/赫兹的AAST峰值；而$(N_R = 40, N_E = 20)$配置则在约$m \approx 350$ 比特时达到略高的峰值，约为0.38比特/秒/赫兹。这证实了备注2(ii)中讨论的权衡：增加 m 会提高有效速率 m/M，但同时也会增大译码错误概率ϵ，这两种影响之间的平衡决定了最优 m^*。值得注意的是，尽管$(N_R = 40, N_E = 20)$情形的端口数是其两倍，两种配置的AAST峰值仍然相近，因为窃听者的能力也翻了一倍，在很大程度上抵消了合法用户的分集增益。此外，当 m 超过约700比特时，AAST会急剧下降，并在接近 m =1000比特时趋近于零，这表明在有限码长下尝试传输过多信息比特会导致严重的译码失败。分析结果与仿真结果始终高度吻合，进一步验证了推导表达式。

图 4 展示了在两种信噪比下，AAST 随 RU端口数 N_R 、针对 $m = 300$ 比特和 $N_E = 20$ 的变化情况：信噪比分别为 20 dB 和 30 dB。由此可以得出几个重要结论。首先，对于两种信噪比，AAST 均随 N_R 单调不减，这与命题1 一致，并证实增加 FAS端口数始终有利于提升保密吞吐量。这也验证了推论1，该推论指出最优端口数为 $N_R^* = N_{\max}$。其次，在信噪比为 $= 30$ dB 时，AAST 在所有 $= 20$ 取值下都显著高于信噪比为 N_RdB 时的情况。具体而言，当信噪比为 $= 30$ dB 时，AAST 始终高于0。88 比特/秒/赫兹，且变化相对平缓，表明ˆ系统运行在接近饱和区间的状态，此时 $T \to m/M$。相比之下，当信噪比为 $= 20$ dB 时，AAST 从 0。38 比特/秒/赫兹左右（当 $N_R = 10$ 时）上升至 0。45 比特/秒/赫兹左右（当 $N_R = 40$时），这表明在系统尚未饱和的中等信噪比区域，端口分集带来的提升更为显著。第三，两种信噪比下，解析结果与仿真结果高度吻合，进一步证实了所推导 AAST 表达式的准确性。

注释6（端口不对称性优势与工作区域）：图1–4的数值结果揭示了FAS辅助安全短分组系统的两项互补设计原则。首先，FAS带来的保密增益取决于端口数量不对称性 $N_R - N_E$，而非端口数的绝对值。图3对此提供了证据：按比例同时增加 N_R和 N_E（从 (20,10) 增至 (40, 20)）仅使AAST略有提升；而图4表明，在固定 N_E 的情况下，仅增加 N_R 就能带来稳定且显著的增益。这一观察与注释1中的分析见解一致：保密吞吐量取决于合法用户与窃听用户之间的信道不对称性，而更大的 N_R/N_E 比值会增强这种不对称性。其次，根据图1和图4，FAS端口分集的优势在中等信噪比区域（例如 15–25 dB）最为显著，此时FAS与FPA之间的差距（图1）以及AAST相对于 N_R 的斜率（图4）均达到最大。在高ˆ 信噪比下，无论 N_R如何变化，系统都会饱和于 $T \to m/M$，分集增益也随之减弱。这些发现表明，在实际部署中，系统设计人员应最大化端口数量比 N_R/N_E，并优先为中等信噪比用户分配FAS资源，因为此时每增加一个端口所带来的保密增益

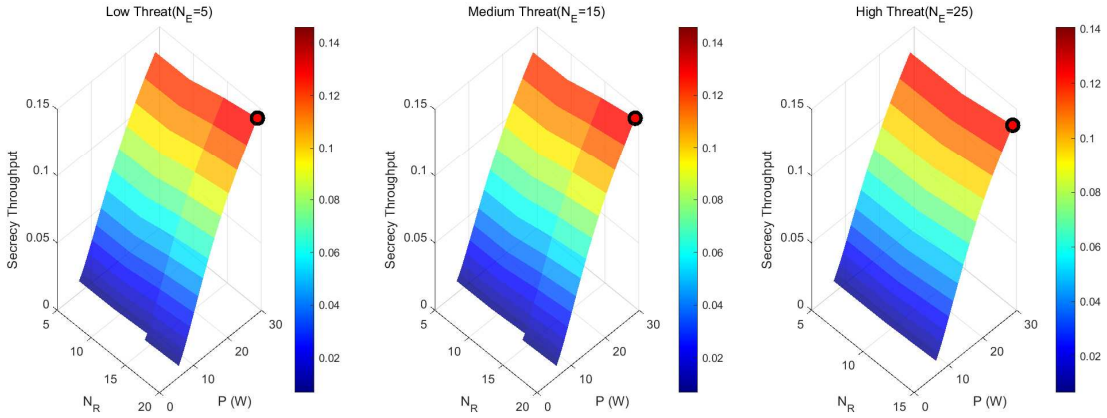

图 5. 不同威胁场景下的 FAS 安全优化：针对不同窃听者能力（$N_E = 5$、15、25），关于 P 和 N_R 的三维保密吞吐量曲面分析。

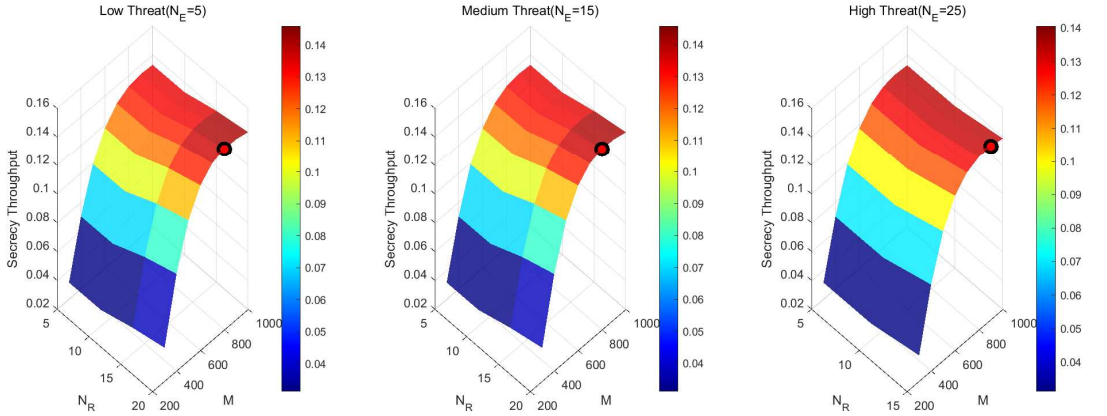

图 6. 不同威胁场景下的 FAS 安全优化：针对不同窃听者能力（$N_E = 5$、15、25），关于 M 和 N_R 的三维保密吞吐量曲面分析。

最高。

图 5、6 和 7 展示了针对三个窃听者威胁等级（低（$N_E = 5$）、中（$N_E = 15$）和高（$N_E = 25$）的 FAS 安全优化综合三维曲面分析。分析采用 GS 算法，归一化天线尺寸为 $W = 3$，$m = 300$ 比特，RU端口数为 $N_R \in [5, 20]$，发射功率为 $P \in [0.1, 30]$ W，码块长度为 $M \in [200, 1000]$。每个子图中的黑点标出了 GS 算法确定的最优工作点。颜色渐变从蓝到红表示 AAST值由低到高。

图 5 描绘了保密吞吐量曲面随 P 和 N_R变化的情况。在低威胁场景（$N_E = 5$）下，当 N_R 较大且 P中等至较高时，曲面呈现出宽阔的高性能平台（红色区域），峰值 AAST 约为0.14 比特/秒/赫兹。最优点位于 N_R 最大且 P较高的角落处，这与命题1一致。当威胁等级升至 $N_E = 15$ 和 $N_E = 25$时，整体曲面高度降低，高性能区域收缩，但峰值 AAST 仍大致相当（≈ 0.14）。这表明，尽管窃听者能力增强会降低平均吞吐量曲面，GS 算法仍能找到一个最优的（N_R^*, P^*），在很大程度上补偿威胁的增加。此外，在高威胁条件下，靠近低-N_R 和低-P边界处的曲面梯度变得更陡，说明在恶劣环境中，参数选择不当会造成严重的性能损失。

图6展示了保密吞吐量随 M 和 N_R变化的曲面。在低威胁情形（$N_E = 5$）下，曲面沿 N_R 轴呈现出清晰的脊状结构：AAST先随 M 增加而增大，随后减小，表现出图2中观察到的块长单峰行为。在较大的 N_R 和中等的 M处可达到峰值AAST（≈ 0.16 比特/秒/赫兹），这证实了端口分集和分组长度优化都至关重要。随着 N_E 增至15和25，曲面收缩，脊线向较小的 M 值移动，这表明在窃听者威胁更强时，较短的码块长度更为适宜。峰值AAST从约0.16（$N_E = 5$）降至0.14（$N_E = 15$）和0.13（$N_E = 25$），量化了威胁升级导致的吞吐量退化。在三种威胁等级下，AAST相对于 N_R 单调不减的趋势始终保持不变，

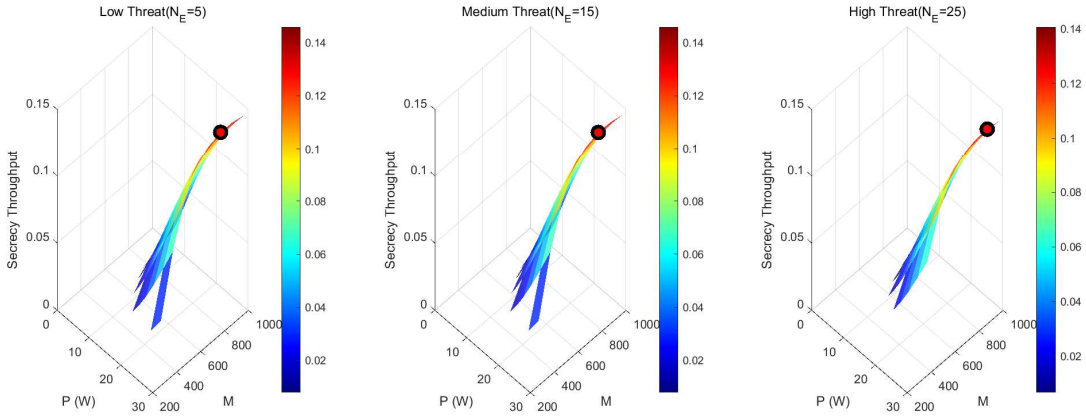

图7. 不同威胁场景下的FAS安全优化：不同窃听者能力（$N_E = 5$、15、25）下，针对 P和 M 的三维保密吞吐量曲面分析。

进一步佐证了命题1。

图7展示了保密吞吐量曲面随 P 和 M变化的情况，揭示了三种视图中最显著的结构特征。曲面在（P， M）平面上形成一条狭窄而细长的脊线：AAST在中等 P 和中间 M的特定组合下达到峰值，而在脊线两侧则急剧下降。对于低威胁情形（$N_E = 5$），脊线从约（P， M） $\approx$（10，300）延伸至（30，400），AAST峰值约为0.14比特/秒/赫兹（由脊线顶点处的黑点标出）。随着 N_E 增至15和25，脊线变窄，高性能区域（红色/黄色）显著缩小，而低性能区域（蓝色）则扩大。这种变窄效应表明，在高威胁条件下，系统对参数失配的容忍度大幅降低——即使 P^*和 M^*略微偏离最优值，也可能导致吞吐量大幅损失。脊状结构还证实了 P-M 权衡关系的耦合特性：更高的发射功率可提高信噪比，从而扩大可行码块长度的范围；但由于注释3中讨论的与信噪比无关的路径损耗比 $\bar{\gamma}_R/\bar{\gamma}_E$，功率过高带来的收益会逐渐递减。

对图5–7 的综合分析得出了以下面向设计的见解。

注释7（威胁自适应参数敏感性）：三维曲面分析表明，在三个优化维度上，AAST对参数选择的敏感性具有高度不对称性。从图5 和6可以看出，AAST对 N_R（单调非递减，与命题1一致）以及 P（在中等至较高 P处呈现宽广平台区）相对稳健。然而，从图6 和7可以看出，AAST对码块长度 M高度敏感，呈现出尖锐的峰值—衰减模式。这种不对称性意味着，在实际FAS部署中，分组长度选择是最关键的设计参数： M 次优时对吞吐量造成的下降，可能远比次优的 P 或 N_R严重。因此，系统设计人员应优先确保分组长度优化的准确性，同时对其他参数采用更简单的策略（例如，取最大 N_R 和足够的 P）。

VI. 结论

本文在VBCM 框架下研究了FAS辅助安全短分组通信系统的物理层安全性。通过采用译码错误概率的线性近似和高斯-切比雪夫求积，推导出了AAST的闭式表达式和渐近表达式。此外，开发了一种GS优化算法，对发射功率、码块长度和RU端口数进行联合优化，以最大化保密吞吐量。数值结果验证了解析表达式的准确性，并表明，与传统的固定位置天线系统相比，FAS辅助系统能够显著提升保密性能。结果还揭示了最优分组长度的存在，并凸显了在不同窃听者威胁等级下，参数选择对系统性能的敏感性。

参考文献

[1] F. Tariq 等，“关于第六代移动通信的推测性研究”，IEEE《无线通信》，第27卷，第4期，第118–125页，2020年8月。[2] Y. Polyanskiy、H. V. Poor 和 S. Verdu，“有限块长区间内的信道编码速率”，IEEE《信息论汇刊》，第56卷，第5期，第2307–2359页，2010年5月。[3] T. Wu 等，“利用高维RIS信息进行定位：故障元件有何影响？”，IEEE《通信领域精选期刊》，第42卷，第10期，第2803–2819页，2024年10月。[4] T. Wu 等，“毫米波定位系统的联合角度估计误差分析与三维定位算法设计”，IEEE《物联网期刊》，第11卷，第2期，第2181–2197页，2024年1月。[5] T. Wu 等，“在RIS辅助定位系统中利用高维RIS信息”，IEEE《通信快报》，第28卷，第9期，第2046–2050页，2024年9月。[6] T. Wu 等，“从优化到学习：执行不确定性下空中边缘计算的双方法资源分配”，IEEE《移动计算汇刊》，提前在线发表，DOI：10.1109/TMC.2025.3649634。[7] D. Ma、B. Liu、J. Yang、Y. Fang、T. Wu 和 K. -F. Tong，“元流体天线赋能的多用户通感一体化：架构实现、算法设计与全波验证”，IEEE《信号处理专题精选期刊》，提前在线发表，DOI：10.1109/JSTSP.2026.3666297。[8] J. Fu、P. Jiang、P. Zhu、H. Q. Ngo、M. Matthaiou 和 X. You，“无小区大规模MIMO中的局部部分RZF：确定性等效分析”，IEEE《无线通信汇刊》，第25卷，第12548–12564页，2026年

[9] W. K. New 等人，《移动通信网络的流体天线系统教程：涵盖通信理论、优化方法与硬件设计》，IEEE《通信调查与教程》，第27卷，第4期，第2325–2377页，2025年8月。[10] W. Lu 等人，《流体天线：重塑内在属性，为智能无线网络实现灵活的辐射特性》，IEEE《通信杂志》，第63卷，第5期，第40–45页，2025年5月。[11] H. Hong 等人，《流体天线系统当代综述：基础与网络视角》，IEEE《网络科学与工程汇刊》，第13卷，第2305–2328页，2026年。[12] W. K. New 等人，《流体天线系统：重新定义可重构无线通信》，IEEE《通信领域精选期刊》，第44卷，第1013–1044页，2026年。[13] T. Wu 等人，《赋能第六代移动通信的流体天线系统：原理、应用与研究方向》，IEEE 无线通信，提前发表，2025年，doi：10.1109/MWC.2025.3629597。[14] L. Zhu 和 K. K. Wong，《流体天线与可移动天线的历史回顾》，arXiv 预印本 arXiv:2401.02362v2，2024年1月。[15] L. Zhu、W. Ma、W. Mei、Y. Zeng、Q. Wu、B. Ning、Z. Xiao、X. Shao、J. Zhang 和 R. Zhang，《无线网络可移动天线教程》，IEEE《通信调查与教程》，doi：10.1109/COMST.2025.3546373，2025年。[16] J. Yao 等人，《面向认知无线电网络的FAS驱动频谱感知》，IEEE《物联网期刊》，第12卷，第5期，第6046–6049页，2025年3月1日。[17] H. Xu 等人，《面向多用户毫米波系统的FAS辅助信道估计》，IEEE《通信快报》，第28卷，第3期，第632–636页，2024年3月。[18] X. Lai 等人，《采用最大比合并的流体天线系统性能研究》，IEEE《通信快报》，第28卷，第2期，第402–406页，2024年2月。[19] R. Pablo、M. David、K.-K. Wong，《流体天线系统的新型空间块相关模型》，IEEE《无线通信汇刊》，第23卷，第11期，第15829–15843页，2024年11月。[20] X. Lai、J. Yao、K. Zhi、T. Wu、D. Morales-Jimenez 和 K. K. Wong，《FAS-RIS：块相关模型分析》，IEEE《车辆技术汇刊》，第74卷，第2期，第3412–3417页，2025年2月。[21] J. Yao 等人，《FAS-RIS通信：模型、分析与优化》，IEEE《车辆技术汇刊》，第74卷，第6期，第9938–9943页，2025年6月。[22] J. Yao 等人，《通过干扰在流体天线系统中进行主动监测》，IEEE《通信快报》，第28卷，第7期，第1695–1702页，2024年7月。[23] J. Yao 等人，《探索FAS辅助通信系统的公平性：从非正交多址到正交多址》，IEEE《无线通信汇刊》，第24卷，第4期，第3433–3449页，2025年4月。[24] F. R. Ghadi 等人，《任意衰落信道下流体天线系统的基于Copula的性能分析》，IEEE《通信快报》，第27卷，第11期，第3068–3072页，2023年11月。[25] W. K. New、K. K. Wong、H. Xu、K. F. Tong 和 C.-B. Chae，《MIMO-FAS的信息论刻画：优化、分集复用权衡与 q中断容量》，IEEE《无线通信汇刊》，第23卷，第6期，第5541–5556页，2024年6月。[26] N. Waqar、K.-K. Wong、K.-F. Tong、A. Sharples 和 Y. Zhang，《深度学习赋能的慢速流体天线多址》，IEEE《通信快报》，第27卷，第3期，第861–865页，2023年3月。[27] C. Wang 等人，《通过深度强化学习，流体天线系统为通感一体化释放多用户MIMO潜力》，IEEE《无线通信汇刊》，第23卷，第9期，第10879–10894页，2024年9月。[28] T. Wu 等人，《释放FAS的更多潜力：FAS-CoNOMA系统框架》，IEEE《通信汇刊》，提前发表，doi：10.1109/TCOMM.2026.3663520。[29] T. Wu 等人，《用于V2X的FAS-RIS：利用有限单元实现贴近实际的性能分析》，IEEE《车辆技术汇刊》，提前发表，doi：10.1109/TVT.2025.3647789。[30] T. Wu 等人，《可扩展FAS：阵列信号处理的新范式》，即将在 IEEE《信号处理精选主题期刊》发表，arXiv 预印本 arXiv:2508.10831，2025年。[31] J. Yao、T. Wu、L. Zhou、M. Jin、C. Huang 和 C. Yuen，《FAS与ARIS：哪一种对FAS-ARIS通信系统更重要？》，IEEE《无线通信汇刊》，第25卷，第2075–2091页，2026年。[32] H. Chen 等人，《FAS-ARIS：将多径挑战转化为定位机遇》，IEEE《网络科学与工程汇刊》，doi：10.1109/TNSE.2025.3618845。[33] H. Xu 等人，《未来属于流体：利用稀疏流体天线革新到达方向估计》，即将在 IEEE《无线通信汇刊》发表，arXiv 预印本 arXiv:2508.10826，2025年。[34] L. Zhou、J. Yao、M. Jin、T. Wu 和 K.-K. Wong，《流体天线辅助的通感一体化系统》，IEEE《无线通信快报》，第13卷，第12期，第3533–3537页，2024年12月。[35] J. Yao 等，《重新审视多用户系统中的硬件损伤：FAS 能否带来改变？》，IEEE《移动计算汇刊》，DOI：10.1109/TMC.2025.3628255。[36] K.-K. Wong、A. Shojaeifard、K.-F. Tong 和 Y. Zhang，《流体天线系统》，IEEE《无线通信汇刊》，第20卷，第3期，第1950–1962页，2021年3月。[37] K. K. Wong、A. Shojaeifard、K.-F. Tong 和 Y. Zhang，《流体天线系统的性能极限》，IEEE《通信快报》，第24卷，第11期，第2469–2472页，2020年11月。[38] B. Liu、K.-F. Tong、K. K. Wong、C.-B. Chae 和 H. Wong，《用于快速衰落无线信道空间复用的可编程超流体天线》，《光学快报》，第33卷，第13期，第28898–28915页，2025年。[39] J. Zhang、J. Rao、Z. Ming、Z. Li、C.-Y. Chiu、K. K. Wong、K.-F. Tong 和 R. Murch，《应用于流体天线系统的新型基于像素的可重构天线，实现高速切换》，IEEE《开放获取天线与传播期刊》，第6卷，第1期，第212–228页，2025年2月。[40] A. D. Wyner，《窃听信道》，《贝尔系统技术期刊》，第54卷，第8期，第1355–1387页，1975年10月。[41] H. Niu 等，《物理层安全中的人工噪声综述：机遇、技术、指南、进展与趋势》，arXiv 预印本，arXiv:2507.06500，2025年。[42] A. Shojaeifard 等，《通过可重构智能表面和流体天线系统推动多输入多输出技术超越第五代移动通信》，《IEEE会刊》，第110卷，第9期，第1244–1265页，2022年9月。[43] K. K. Wong、K. F. Tong、Y. Shen、Y. Chen 和 Y. Zhang，《李小龙启发的流体天线系统：六个研究主题及其在第六代移动通信中的潜力》，《通信与网络前沿》，无线通信栏目，3:853416，2022年3月。[44] F. Ghadi、K. -K. Wong、F. Javier L´opez-Mart´ınez、W. Kiat New、H. Xu 和 C. -B. Chae，《流体天线系统中的物理层安全：保密性能分析》，IEEE《无线通信汇刊》，第23卷，第12期，第18201–18213页，2024年12月。[45] J. D. Vega-S´anchez、L. F. Urquiza-Aguiar、H. R. C. Mora、N. V. O. Garz´on 和 D. P. M. Osorio，《流体天线系统：保密中断概率分析》，IEEE《车辆技术汇刊》，第73卷，第8期，第11458–11469页，2024年8月。[46] B. Tang、H. Xu、K. -K. Wong、K. -F. Tong、Y. Zhang 和 C. -B. Chae，《流体天线实现保密通信》，IEEE《通信快报》，第27卷，第6期，第1491–1495页，2023年6月。[47] J. Yao 等，《面向安全与隐蔽通信的 FAS》，IEEE《物联网期刊》，第 12， 11， 18414 18418, 1 1, 2025 期，页码：-，[48] 6月。J. Zheng、X. Lai、T. Wu、M. Elkashlan、D. B. da Costa、C. Yuen 和 F. Adachi，《利用块相关模型解锁 FAS-RIS 安全性分析》，IEEE《无线通信快报》，第14卷，第7期，第1–5页，2025年。[49] S. Yang 等，《迈向智能天线定位：利用深度强化学习实现 FAS 辅助的通感一体化系统》，IEEE《物联网期刊》，第14卷，第7期，第2029–2033页，2025年7月。[50] T. Wu 等，《流体天线系统中用于保密性分析的可变块相关建模与优化》，即将在 IEEE《无线通信汇刊》发表，arXiv 预印本，arXiv:2510.03594，2025年。[51] K. K. Wong、K. F. Tong、Y. Chen 和 Y. Zhang，《用于流体天线系统性能分析的空间相关参数闭式表达式》，IET《电子快报》，第58卷，第11期，第454–457页，2022年5月。[52] Z. Chai、K. K. Wong、K. F. Tong、Y. Chen 和 Y. Zhang，《流体天线系统的端口选择》，IEEE《通信快报》，第26卷，第5期，第1180–1184页，2022年5月。[53] K. K. Wong 和 K. F. Tong，《流体天线多址接入》，IEEE《无线通信汇刊》，第21卷，第7期，第4801–4815页，2022年7月。[54] X. Lai 等，《重新审视流体天线系统的空间块相关模型：从恒定相关性到可变相关性》，IEEE《通信领域精选期刊》，第44卷，第1335–1351页，2026年。[55] K. K. Wong、D. Morales-Jimenez、K.-F. Tong 和 C.-B. Chae，《慢速流体天线多址》，IEEE《通信汇刊》，第71卷，第5期，第2831–2846页，2023年5月。[56] I. S. Gradshteyn 和 I. M. Ryzhik，《积分、级数与乘积表》，第7版。加利福尼亚州圣迭戈：Academic出版社，2007年。[57] H. Wang、Q. Yang、Z. Ding 和 H. V. Poor，《面向任务关键型物联网应用的安全短分组通信》，IEEE《无线通信汇刊》，第17卷，第7期，第4550–4564页，2019年7月。