基于 D2D 的无线多媒体网络编码广播重传策略

牛腾*, 张冬梅, 许魁, 马文峰

解放军理工大学通信工程学院, 南京 210007

* 通信作者. E-mail: niuteng1991@163.com

收稿日期: 2017-04-12; 接受日期: 2017-06-07; 网络出版日期: 2017-11-17

国家自然科学基金重大研究计划 (批准号: 91438115, 61671472)、国家自然科学基金 (批准号: 61371123, 61301165)、江苏省自然科学基金 (批准号: BK20160079)、中国博士后基金特别资助项目 (批准号: 2015T81079)、中国博士后科学基金 (批准号: 2014M552612) 和预研项目基金 (批准号: 9140C020306130C02007) 资助项目

摘要 本文提出了一种基于 Device-to-Device (D2D) 的无线多媒体网络编码广播重传策略. 在 D2D 场景下, 多个终端设备之间存在网络编码冲突和传输冲突等问题. 为此, 构造了一种 D2D 广播网络编码 (IDNC) 图, 所有的可行编码和无传输冲突情况均被表示在图中. 基于构造的 IDNC 图, 设计了面向批次传输和滑动窗口传输的最优广播重传算法. 同时, 为降低算法复杂度, 提出了一种最大权重网络编码选择算法 (MWSA-NC). 仿真结果表明: 与传统方案相比, 提出的算法能极大地提高系统吞吐量, 降低解码时延和减少视频流失真.

关键词 D2D 通信, 网络编码, 无线多媒体广播, IDNC 图, 视频流失真

1 引言

随着多媒体业务的繁荣发展, 未来对高速率、广覆盖和大容量的无线通信需求日益增强, 对现有无线网络体系的计算能力、存储能力和连接能力提出了巨大挑战. 日益增长的网络数据量使基站设备不堪重负, 单纯的集中式网络已无法满足下一代移动通信系统的需求. LTE-A 中出现的终端直通 (Device-to-Device, D2D) 技术^[1]为解决这个矛盾提供了新的思路. D2D 技术允许智能设备同时使用两个无线接口: 一个接口使用远程无线通信技术 (如 GSM, WiMAX, LTE 等) 与基站连接, 另一个接口使用短距离无线通信技术 (如蓝牙、Wi-Fi 等) 与其他智能设备通信. D2D 技术有很多实用的优点^[2~5]: 第一, 减轻基站负担、增加网络吞吐量; 第二, 增加网络的覆盖范围 (设备可以通过中间设备与其他设备进行通信); 第三, 降低了新基础设施的部署成本 (由于日益增长的网络规模和设备的吞吐量需求); 第四, 短距离通信能提供更可靠和更大容量的数据传输通道.

目前, D2D 网络对于频谱资源的分配方法大体可以分为 3 类^[6]: 使用无授权频段的带外模式 (蓝牙、Wi-Fi 等)、使用专用频谱资源的专用信道模式、以及 D2D 设备和基站复用相同频谱资源的复用

引用格式: 牛腾, 张冬梅, 许魁, 等. 基于 D2D 的无线多媒体网络编码广播重传策略. 中国科学: 信息科学, 2018, 48: 205–220, doi: 10.1360/N112016-00264
Niu T, Zhang D M, Xu K. et al. Video distortion reduction with instantly decodable network coding and Device-to-Device communications (in Chinese). Sci Sin Inform, 2018, 48: 205–220, doi: 10.1360/N112016-00264

信道模式. D2D 网络的传输控制方式也分为 3 类^[7]: 基站中心控制、终端自我管理以及基站辅助控制. 同时, D2D 技术可应用于单播、多播、广播等多种业务, 在单播业务中, D2D 设备作为协同传输的中继节点, 可以为其他终端提供更可靠的通信链路. 在多播和广播业务中, 短距离通信降低了基站的负担, D2D 设备直接进行信息交换也能更快地恢复各自丢失的数据包. 现有的 D2D 研究^[8,9] 大多只考虑两个终端之间的直接通信, 并没有很好地利用无线信道的广播特性. 如果把 D2D 设备当作临时广播基站, 采用网络编码广播的方式协作恢复丢失的数据包, 则有望进一步提高 D2D 网络的服务质量.

网络编码^[10] 自 2000 年被 Ahlswede 提出以来, 显示出可以改善无线数据广播服务质量的巨大潜力^[11~32]. 无线网络编码广播策略主要有 3 类: 喷泉网络编码 (fountain network coding, FNC)、随机线性网络编码 (random linear network coding, RLNC)、立即可解网络编码 (instantly decodable network coding, IDNC). 在包“擦除”信道条件下, 喷泉网络编码^[11~14] 不需要反馈信息, 对终端设备的要求极低, 但传输效率在三种策略中是最低的; 随机线性网络编码被证明能够将一组数据包所需的传输次数降至最低^[15~19], 然而该策略的吞吐量增益却是以高解码延迟, 高包头开销和高编解码复杂性为代价的; 立即可解网络编码^[20~26] 有极低的解码时延, 较少的包头开销, 编解码过程使用简单的异或操作, 适用于小型设备实现, 缺点是需要终端反馈数据包接收状况信息.

IDNC 策略能够极大地降低解码时延, 适用于无线多媒体广播业务, 吸引了越来越多的研究^[24~32]. Sorour 等^[24] 设计最小化重传次数的 IDNC 编码方案, 并把编码方案搜寻问题归纳为随机最短路径 (SSP) 问题. Nguyen 等和 Seferoglu 等^[25,26] 考虑视频流传输场景, 利用视频数据包重要性不同的特点, 提出最大化终端视频流服务质量的 IDNC 编码方案. Keshtkarjahromi 等^[27] 中提出了一个联合设备和数据包的 IDNC 编码算法, 旨在最大化终端设备的服务质量. 此外, Nguyen 等^[31,32] 把最优 IDNC 编码方案搜寻问题建模为 Markov 决策过程 (markov decision processes, MDP)^[33], 旨在用有限的传输次数最大限度地减少视频流失真. 然而, MDP 的状态集和动作集的大小随着数据包和终端数量的增加而呈指数增长, 使得这些策略的计算量非常大, 无法满足实际系统的需求.

本文把 D2D 技术应用于实时视频流业务的广播场景中, 综合考虑视频流数据包的优先级、交付截止期限、信道丢包概率、网络编码冲突和 D2D 传输冲突等约束条件的影响, 设计最优的 IDNC 编码传输策略, 旨在最大化网络吞吐量、提高视频流服务质量、降低解码时延和视频流失真. 本文的主要贡献可以概括如下:

(1) 构造了网络编码 (IDNC) 图, 所有的可行编码和无传输冲突情况均被表示在图中. 数据包优先级、信道丢包概率、数据包截止期限等约束条件均被量化为 IDNC 图顶点的权重.

(2) 基于构造的 IDNC 图, 设计了面向批次传输和滑动窗口传输的无线广播传输策略和最优网络编码重传算法.

(3) 在复用信道模式和专用信道模式两种场景下, 为降低计算量和复杂度, 提出了一种最大权重网络编码选择算法 (MWSA-NC). 该算法是一种贪婪算法, 可在不遍历所有编码方案的前提下选出近似最优的编码方案.

(4) 通过模拟实际的传输过程来对提出的策略和算法进行性能评估. 仿真结果表明, 相比于传统的没有引入 D2D 通信的算法^[34,35], 本文提出的策略和算法的确极大地提高了终端服务质量.

本文的其余部分组织如下: 第 2 节给出系统模型; 第 3 节定义了新的 IDNC 图; 第 4 节分析了最小视频流失真问题, 并提出了两种传输策略; 第 5 节给出了最大权重选择算法; 第 6 节给出仿真结果; 第 7 节总结了本文.

图 1 (网络版彩图) 无线 D2D 网络示例

Figure 1 (Color online) The example of wireless D2D network

	P_1	P_2	P_3
R_1	1	1	0
R_2	0	1	1
R_3	0	0	1
R_4	1	0	1

图 2 反馈矩阵 F 示例

Figure 2 The example of feedback matrix F

2 系统模型

在无线 D2D 广播场景下, 数据包从基站 (broadcast source, BS) 到终端需要经过长距离的无线信道, 由于无线信道的“擦除”作用, 终端设备只能接收到部分数据包. 为了恢复丢失的数据包, 基站通过网络编码重传或者终端设备通过 D2D 短距离通信技术协作恢复丢失的数据包. 根据设备的位置不同, 终端可以直接连接 (单跳传输) 或通过中间设备连接 (多跳传输) 到所有其他设备. 图 1 给出了一个无线 D2D 网络的模型图, 设备可以同时使用它们的远程接口和短程接口通信. 在系统传输前, 所有的终端设备交换 Hello 信息, 确定自己的覆盖域和设备之间信道的丢包概率, 并发送给基站. 本文假设终端之间的连接状态在一定时间内是固定不变的, 并且以固定的时间间隔更新设备的连接状态.

本文主要考虑专用信道模式和复用信道模式两种场景. 系统采用基站中心控制的方式, 所有的传输决策都由基站做出, 并由基站把决策广播给 D2D 发送设备.

本文以图 1 所示的广播系统为例, 基站为某一区域内的 M 个终端设备 (定义集合 $\mathcal{M} = \{R_1, \dots, R_M\}$) 提供实时视频流广播服务. 通过分层视频编解码 (scaled video coding, SVC) 技术, 基站产生 N 个源数据包 (定义集合 $\mathcal{N} = \{\mathcal{N}_H, \mathcal{N}_L\}$), 其中 N_H 个高优先级数据包 (定义集合 $\mathcal{N}_H = \{HP_1, \dots, HP_N\}$) 和 N_L 个低优先级数据包 (定义集合 $\mathcal{N}_L = \{LP_1, \dots, LP_N\}$), 高优先级的数据包有更高的服务质量 (quality of service, QoS) 要求. 传输过程分为两阶段: 广播阶段和重传阶段. 在广播阶段, 基站广播 N 个未编码的源数据包, 由于无线信道的“擦除”作用, 每个终端设备只能正确接收部分数据包. 这时, 终端向基站反馈它们的接收状况, 基站存储这些反馈信息到矩阵 $F = [f_{i,j}]$, $R_i \in \mathcal{M}$, $P_j \in \mathcal{N}$ 中, 如图 2 所示, 其中

$$f_{i,j} = \begin{cases} 0, & R_i \text{ 正确接收 } P_j, \\ 1, & R_i \text{ 没有正确接收 } P_j. \end{cases} \quad (1)$$

基于图 2 的反馈矩阵, 假设 $\{P_1\} \in \mathcal{N}_H$, $\{P_2, P_3\} \in \mathcal{N}_L$, 数据包权重 $w_{HP} = \varpi_1$, $w_{LP} = \varpi_2$ (即高优先级数据包缺失导致的失真为 ϖ_1 , 低优先级数据包缺失导致的失真为 ϖ_2), 可以得到一个数据包权重矩阵 $\mathcal{W}_P$, 如图 3 所示.

定义 1 (数据包生存时间 (T_{live})、剩余时间 ($\mathcal{T}$) 和截止期限 (T_{end})) 假设数据包在时刻 T_{begin} 被广播发送, 在一个有限的时间 (T_{live}) 内, 该数据包被允许参与重传, 超过时刻 (T_{end}) 数据包将被直接丢弃. 假设当前时间为 T_{now} , 则剩余时间 $\mathcal{T} = T_{\text{live}} - (T_{\text{now}} - T_{\text{begin}})$.

	P_1	P_2	P_3
R_1	2	1	1
R_2	2	1	1
R_3	2	1	1
R_4	2	1	1

图 3 数据包权重矩阵 $\mathcal{W}_P$ 示例 ($w_{HP} = 2, w_{LP} = 1$)Figure 3 Packet weight matrix $\mathcal{W}_P$ ($w_{HP} = 2, w_{LP} = 1$)

	P_1	P_2	P_3
R_1	3	4	5
R_2	3	4	5
R_3	3	4	5
R_4	3	4	5

图 4 剩余时间矩阵 $\mathcal{T}$ 示例 ($T_{\text{live}} = 6$ 时隙)Figure 4 Remaining slot matrix $\mathcal{T}$ ($T_{\text{live}} = 6$ slot)

图 5 线性网络示例

Figure 5 The example of linear network

	R_1	R_2	R_3	R_4
R_1	1	0.93	0	0
R_2	0.93	1	0.85	0
R_3	0	0.85	1	0.95
R_4	0	0	0.95	1

图 6 连接矩阵 $\mathcal{Y}$ 示例Figure 6 The example of connection matrix $\mathcal{Y}$

实时视频流数据包通常有严格的交付截止期限, 因此重传阶段的重传次数是有限的, 它的数量与实时视频应用程序的延迟要求有关. 每次重传前, 基站计算每个数据包的剩余时间, 假设数据包的广播时间 $T_{\text{begin}} = \{t_1, \dots, t_k, \dots, t_N\}$, $k \in \mathcal{N}$, 数据包的生存时间 $T_{\text{live}} = \{T_1, \dots, T_k, \dots, T_N\}$, $P_k \in \mathcal{N}$, 则数据包 P_k , $P_k \in \mathcal{N}$ 的剩余时间 $\tau_k = T_k - (T_{\text{now}} - t_k)$, $P_k \in \mathcal{N}$. 假设基站按序广播, 所有数据包有相同的生存时间, 所以后传输的数据包比前面传输的数据包的剩余时间要多, 可以用一个剩余时间矩阵 $\mathcal{T} = [\tau_{ij}]$, $R_i \in \mathcal{M}$, $P_j \in \mathcal{N}$ 表示, 如图 4 所示.

为了简化分析, 下文以 4 个终端的线型网络为例, 系统模型如图 5 所示, 设备可以直接连接 (单跳) 或通过中间设备连接 (多跳) 到另一个设备. 所有成对的 D2D 通信设备之间的数据包接收概率可以用一个 $M \times M$ 对称矩阵 $\mathcal{Y} = [y_{i,k}]$, $\forall (R_i, R_k) \in \mathcal{M}$ 表示, 如图 6 所示, 其中

$$y_{i,k} = \begin{cases} 1 - \sigma_{i,k}, & R_i \text{ 与 } R_k \text{ 直接连接,} \\ 0, & \text{其他.} \end{cases} \quad (2)$$

假设 R_i 和 R_k 之间的传输服从概率为 $\sigma_{i,k}$ 的随机“擦除”, 并且 $\sigma_{i,k} = \sigma_{k,i}$. 需要指出的是, 一般情况下, 长距离通信的丢包概率大于短距离 D2D 通信的丢包概率. 终端设备采用半双工模式, 在同频同时隙只能处于接听或者发送状态中的一种.

在重传阶段, 基站与终端之间、终端与终端之间均采用 IDNC 策略进行编码传输, 传输决策全部由基站做出. 基站综合利用反馈矩阵 $\mathcal{F}$ 、连接矩阵 $\mathcal{Y}$ 、剩余时间矩阵 $\mathcal{T}$ 等信息寻找最优的网络编码传输决策 (包括寻找最优编码方案和选择临时广播设备). 采用 D2D 广播传输时, 基站需要将编码数据包的代号广播给相应的 D2D 设备. 在重传一个或多个编码数据包后, 终端设备向基站反馈自己的接收状况, 基站同时更新反馈矩阵. 如果所有的终端设备已正确接收所有的数据包 (或者剩余数据包超过截止期限), 则重传阶段结束.

定义 2 (覆盖域) 终端设备 R_i 的覆盖域 (y_i) 定义为可以与 R_i 直接通过 D2D 技术通信的终端设

	R_1	R_2	R_3	R_4		R_2
P_1	1	0	0	1	P_1	0
P_2	1	1	0	0	P_2	0
P_3	0	1	1	1	P_3	1

F_{BS}

F_{R_1}

	R_1	R_3		R_2	R_4		R_3	
P_1	1	0		P_1	0	1	P_1	0
P_2	0	0		P_2	1	0	P_2	0
P_3	0	0		P_3	0	0	P_3	0

F_{R_2}

F_{R_3}

F_{R_4}

图 7 传输状态矩阵 F_D 示例Figure 7 The examples of transport state matrix F_D

备集合, $y_i = \{R_k | y_{i,k} \neq 0\}$.

定义3 (立即可解码的数据包) 如果终端设备 R_i 正确接收的 IDNC 数据包组合方案中只包含一个丢失源数据包, 其他源数据包在之前的传输中已被正确接收和解码, 则这个网络编码数据包可被 R_i 立即解码.

3 IDNC 图构造

基于以上模型, 本文构造了一个网络编码 (IDNC) 图 $\mathcal{G}(\mathcal{V}, \mathcal{E})$, 用于表示编码冲突和传输冲突, 其中顶点集合 $\mathcal{V}$ 中的顶点 $\nu_{i,j}$ 表示终端设备 R_i 或基站 BS 能为覆盖范围内的其他设备提供数据包 P_j , 连接边集合 $\mathcal{E}$ 中的连接边 $\varepsilon_{ij,mn}$ 表示顶点 $\nu_{i,j}$ 和顶点 $\nu_{m,n}$ 对应的数据包之间存在编码冲突或者终端设备之间存在传输冲突.

3.1 构建集合 $\mathcal{V}$

首先把反馈矩阵 F 转化为传输状态矩阵 $F_D = [f_{i,j}]$, $\forall R_i \in \mathcal{M}$, $\forall P_j \in \mathcal{N}$, 如图 7 所示. 其中, $f_{i,j} = 1$ 表示基站 BS 或终端设备 R_i 可以为某些终端设备集合 $\{R_k | f_{kj} = 1, \forall f_{kj} \in F_i\}$ 提供数据包 P_j . 则集合 $\mathcal{V}$ 可表示为 $\{\nu_{i,j} | \sum_{k \in \mathcal{M}} f_{kj} \neq 0, \forall P_j \in \mathcal{N}, f_{kj} \in F_i\}$.

3.2 构建集合 $\mathcal{E}$

首先定义编码冲突和传输冲突.

定义4 在理想信道条件下, 如果某种编码方案生成的编码包不能被发送设备覆盖范围内的其他终端设备立即解码, 则这种网络编码方案存在编码冲突.

在图 $\mathcal{G}(\mathcal{V}, \mathcal{E})$ 中, 如果 $\{P_l \neq P_n, R_i = R_r, R_k = R_m, R_i \neq R_k\}$, 则顶点 $\{\nu_{i,l} | f_{kl} = 1, f_{kl} \in F_i, R_k \in \mathcal{M}\}$ 和顶点 $\{\nu_{r,n} | f_{mn} = 1, f_{mn} \in F_r, R_m \in \mathcal{M}\}$ 存在编码冲突. 编码冲突的含义是基站或终端设备不能在同频同时隙内传输两个数据包给其他终端.

定义5 如果终端设备 R_i 在多个终端设备的覆盖域内, 当这些终端同时广播数据时, 在 R_i 将发生数据碰撞, 发送终端之间就会存在传输冲突. 如果终端 R_i 和 R_j 在各自覆盖范围内, 当它们同时广播数据时会产生数据碰撞, 则这两个终端存在传输冲突.

图 8 IDNC 图示例

Figure 8 The example of IDNC graph. (a) IDNC graph of BS; (b) IDNC graph of Device

在网络编码图 $\mathcal{G}(\mathcal{V}, \mathcal{E})$ 中, 两个顶点 $v_{i,l}$ 和 $v_{r,n}$ 如果存在传输冲突需要满足如下两个条件之一:

(1) $\{R_i = R_m, R_i \neq R_r | f_{kl} = 1, f_{kl} \in F_i, f_{mn} = 1, f_{mn} \in F_r\}$. 它的含义是终端在同频同时隙内不能同时广播和接收数据.

(2) $\{R_i \neq R_r, R_k = R_m | f_{kl} = 1, f_{kl} \in F_i, f_{mn} = 1, f_{mn} \in F_r\}$. 它的含义是终端在同频同时隙内不能同时接收两个终端广播的数据包.

3.3 构建 IDNC 图

在复用信道模式下, 基站广播与 D2D 设备广播之间总是存在传输冲突, 在构造 IDNC 图时把它们分开表示, 如图 8(a) 表示基站端的 IDNC 图, 图 8(b) 表示终端的 IDNC 图.

定义6 (最大独立集) 如果 IDNC 图中的两个顶点不存在连接边, 则两个顶点相互独立, 所有相互独立的顶点组成的集合称为最大独立集, 下文简称独立集.

在图 8 所示的例子中, IDNC 图可拆分为很多独立集 $\Psi = [\psi_x]: \{v_{B,1}\}, \{v_{B,2}\}, \{v_{B,3}\}, \{v_{3,1}, v_{3,2}\}, \{v_{3,1}, v_{2,1}\}, \{v_{1,3}\}$.

4 IDNC 广播传输策略

本节首先描述最小视频流失真问题, 然后, 依次分析批次 IDNC 广播传输策略和滑动窗口 IDNC 广播传输策略, 并求解最小视频流失真问题的最优解.

4.1 问题描述

最小视频失真问题与重传阶段的传输决策有关, 是一个连续优化问题. 在这样一个问题中, 基站需要充分利用反馈矩阵、连接矩阵、数据包优先级和剩余时间等信息, 在当前时隙做出最优传输决策. 在当前时隙, 基站首先决策出是选择基站广播传输还是选择部分 D2D 设备协作广播传输. 如果选择基站广播编码包, 则最小视频流失真问题回到经典的 IDNC 包选择问题, 与先前研究不同的是, 本文加入了新的约束条件 (数据包权重和剩余时隙等), 这为选取最优传输决策增加了难度. 如果选择 D2D 设备广播编码包, 则基站选取部分 D2D 设备作为临时广播源为其他设备提供数据服务, D2D 设备需要综合考虑传输冲突、编码冲突、数据包权重、剩余时间等约束条件做出最优传输决策. 作为一个连续优化问题, 当前时隙的最优决策应该满足两个基本准则:

- (1) 使整个系统的数据吞吐量尽可能大;
- (2) 优先编码传输剩余时间少的数据包和优先级高的数据包.

	R_1	R_2	R_3	R_4		R_2
P_1	0.75	0.75	0.75	0.75	P_1	0.93
P_2	0.75	0.75	0.75	0.75	P_2	0.93
P_3	0.75	0.75	0.75	0.75	P_3	0.93

F_{BS} F_{R_1}

	R_1	R_3		R_2	R_4		R_3
P_1	0.93	0.85	P_1	0.85	0.95	P_1	0.95
P_2	0.93	0.85	P_2	0.85	0.95	P_2	0.95
P_3	0.93	0.85	P_3	0.85	0.95	P_3	0.95

F_{R_2} F_{R_3} F_{R_4}

图 9 信道状态矩阵 C 示例Figure 9 The channel state matrix C 图 10 传输增益矩阵 Q 和加权 IDNC 图示例Figure 10 The transmission gain matrix Q and weighted IDNC graph. (a) The transmission gain matrix Q ; (b) weighted IDNC graph of BS; (c) IDNC graph of Device

4.2 批次 IDNC 广播传输策略

基站向多个终端广播数据时, 解码时延与数据包数目成正比, 如果需要广播的数据包数目过大, 在重传阶段寻找最优编码方案的算法计算量和解码时延都非常大, 所以一般的 IDNC 策略都是面向批次的, 在发送大量数据包时通常分成多个批次传输 (batch transfer, BT).

A 简化分析. 最小视频流失真问题的约束条件很多, 为简化分析, 首先假设数据包有相同优先级, 生存时间远大于传输总时隙, 且基站 - 终端信道丢包概率都为 0.25, 根据连接矩阵 Y 可构造信道状态矩阵 C , 如图 9 所示. 集合 $\mathcal{V}$ 中的顶点 $v_{i,j}$ ($v_{B,j}$) 表示终端 R_i (或基站) 可以为其他终端提供数据包 P_j . 假设 R_i 传输未编码数据包 P_j , 在 R_i (或基站) 覆盖范围内且需要数据包 P_j 的终端设备集合 $\{R_k | \forall R_k \in \mathcal{M}\}$ 不为空时, 就会产生传输增益, 定义传输增益矩阵 $Q = \sum_i F_D \cdot C, \forall R_i \in \mathcal{M}$, 如图 10(a) 所示. 同时, 可构造加权 IDNC 图, 如图 10(b) 和 (c) 所示.

基于以上分析, 最小化视频流失真问题被转化为最大权重搜寻问题. 在重传阶段, 基站首先拆分 IDNC 图为多个独立集, 然后计算每个独立集的权重并找出最大权重的独立集, 该独立集即最优的传输决策. 计算方法如下:

$$\begin{aligned} \mathcal{W}_x &= \sum v_{i,j}, \quad v_{i,j} \in \psi_x, \quad \forall R_i \in \mathcal{M} \cup \text{BS}, \quad P_j \in \mathcal{N}, \\ \mathcal{W}_{\max} &= \max\{\mathcal{W}_x\}. \end{aligned} \quad (3)$$

B 问题求解. 综合考虑最小视频流失真问题的所有约束条件, 需要为 IDNC 图中的顶点设计新的权重计算方法. 数据包的剩余时间越少越应该尽早被编码重传, 假设数据包剩余时间权重矩阵 $\mathcal{W}_T = 1/T$, 如图 11 所示. 结合第 2 节已经定义数据包权重矩阵 $\mathcal{W}_P$, 可定义加权反馈矩阵 $F_W = F \cdot \mathcal{W}_T \cdot \mathcal{W}_P$, 如图 12 所示.

与前文分析相同, 基站首先把加权反馈矩阵 F_W 转化为加权传输状态矩阵 $\widetilde{F}_D = [f_{i,j}], \forall R_i \in \mathcal{M}, \forall P_j \in \mathcal{N}$, 如图 13 所示. 同时, 加权传输增益矩阵 $\widetilde{Q} = \sum_i \widetilde{F}_D \cdot C, \forall R_i \in \mathcal{M}$ 如图 14(a) 所示, 新的加权 IDNC 图如图 14(b) 和 (c) 所示.

基于以上分析, 最小化视频流失真问题同样被转化为最大权重搜寻问题. 在重传阶段, 基站首先拆分 IDNC 图为多个独立集, 然后计算每个独立集的权重并找出最大权重的独立集, 该独立集即最优的传输决策. 计算方法同样使用式 (3).

	P_1	P_2	P_3
R_1	1/3	1/4	1/5
R_2	1/3	1/4	1/5
R_3	1/3	1/4	1/5
R_4	1/3	1/4	1/5

图 11 剩余时间权重矩阵 $\mathcal{W}_T$ 示例Figure 11 The remaining slot weight matrix $\mathcal{W}_T$

	P_1	P_2	P_3
R_1	2/3	1/4	0
R_2	0	1/4	1/5
R_3	0	0	1/5
R_4	2/3	0	1/5

图 12 加权反馈矩阵 F_W 示例Figure 12 The weighted feedback matrix F_W

	R_1	R_2	R_3	R_4
P_1	2/3	0	0	2/3
P_2	1/4	1/4	0	0
P_3	0	1/5	1/5	1/5

F_{BS}

	R_2
P_1	0
P_2	0
P_3	1/5

F_{R_1}

	R_1	R_3
P_1	2/3	0
P_2	0	0
P_3	0	0

F_{R_2}

	R_2	R_4
P_1	0	2/3
P_2	1/4	0
P_3	0	0

F_{R_3}

	R_3
P_1	0
P_2	0
P_3	0

F_{R_4}

图 13 加权传输状态矩阵 $\tilde{F}_D$ 示例Figure 13 The weighted transmission state matrix $\tilde{F}_D$

	BS	R_1	R_2	R_3	R_4
P_1	1	0	0.62	0.633	0
P_2	0.375	0	0	0.213	0
P_3	0.45	0.186	0	0	0

图 14 加权传输增益矩阵 $\tilde{Q}$ 和新的加权 IDNC 图示例Figure 14 The weighted transmission gain matrix $\tilde{Q}$ and new weighted IDNC graph. (a) The weighted transmission gain matrix $\tilde{Q}$; (b) new weighted IDNC graph of BS; (c) new IDNC graph of Device

4.3 滑动窗口 IDNC 广播传输策略

第 4.2 小节分析了基于批次的传输策略, 但是批次传输策略有一些固有的缺点. 首先增加批次数据包的数量能够提高传输效率, 却以增加计算复杂性和增大生存时间为代价, 而生存时间的增大要求基站和终端有更大的缓存空间, 同时也导致重传数据包的平均解码时延增大. 其次在批次传输策略下, 传输前期参与编码的数据包很多, 能获得很高的编码增益, 然而, 传输后期参与编码的数据包很少, 编码增益非常低, 所以平均广播效率并不高.

为了克服这些缺点, 本文提出一种基于滑动窗口的广播传输策略, 旨在保持高效广播传输的同时, 满足低解码时延、低复杂性和低失真的要求. 不同于批次传输策略, 滑动窗口传输 (sliding window transfer, SWT) 策略始终保持传输窗口有一定数量的待编码源数据包, 每次传输前, 基站总能找到较高编码增益的传输方案. 在滑动窗口策略中, 如果窗口中的数据包已经被所有的终端正确接收 (或者超过生存时间), 窗口向后滑动, 窗口大小始终保持一个定值, 如图 15 所示, 其中数据包方块颜色越深表示没有接收到该数据包的终端越多, 白色方块表示所有终端已经正确接收该数据包.

假设滑动窗口大小为 N_W , 当前窗口数据包集合 $P_W = \{P_j | i \leq j < i + N_W, 0 < i < \infty\}$, 窗口滑动需要满足如下两个条件之一:

- (1) 数据包 P_i 的剩余时间为 0;
- (2) 数据包 P_i 已经被所有终端正确接收.

图 15 窗口滑动示例 (窗口大小为 6)

Figure 15 The example of window slide (window size is 6)

需要特别指出的是, 基于滑动窗口的传输策略不再区分广播阶段和重传阶段, 假设某个时隙窗口向后滑动了 Δ_{N_w} 个数据包, 下一时隙并不优先广播传输 Δ_{N_w} 个数据包中的某个, 而是根据最大权重搜寻算法找出广播传输最大权重的组合, 然后编码广播. 基于滑动窗口的传输策略中, 寻找最优传输决策的方法与批次传输策略完全相同, 这里不再赘述.

5 最大权重选择算法

第 3 和 4 节构建了 IDNC 图, 把最小视频流失真问题转化为最大权重搜寻问题, 并给出最优解计算方法. 但是, 当批次数据包数量 (或滑动窗口大小) 和终端数量增多时, 拆分 IDNC 图得到的独立集会非常多, 遍历所有独立集寻找最大权重独立集的计算量和复杂性会非常高, 无法满足实际系统的需求. 基于 IDNC 图, 本节将提出一种启发式的最大权重网络编码选择算法 (MWSA-NC), 降低遍历独立集带来的高复杂性和大计算量. MWSA-NC 算法是一种贪婪算法, 依据图的特点采用剪枝迭代的方法求得近似最优解, 可适用于批次传输、滑动窗口传输、复用信道模式、专用信道模式等多种场景.

5.1 复用信道模式

复用信道模式 (multiplexing channel mode, MCM) 允许 D2D 设备和基站设备复用相同的频谱资源, 在重传阶段, 基站广播和 D2D 设备广播之间总是存在传输冲突, 因此, MWSA-NC 算法只需要找出一个最优的独立集即可.

图 14(a) 所示传输增益矩阵 $\tilde{Q}=[q_{ij}]$, $\forall R_i \in \mathcal{M} \cup \text{BS}$, $P_j \in \mathcal{N}$ 已经定义了每个顶点的权重, 本节定义顶点之间的连接系数 $\mathcal{A}=[a_{ij,mn}]$, $v_{i,j}, v_{m,n} \in \mathcal{V}$, 其中

$$a_{ij,mn} = \begin{cases} 1, & \text{顶点 } v_{i,j} \text{ 和 } v_{m,n} \text{ 没有直接相连的边,} \\ 0, & \text{其他.} \end{cases} \quad (4)$$

定义顶点 v_{ij} 的连接权重 Δ_{ij} 为

$$\Delta_{ij} = \sum_{\forall v_{m,n} \in \mathcal{V}} a_{ij,mn} \cdot q_{mn}, \quad a_{ij,mn} \in \mathcal{A}, \quad q_{mn} \in \tilde{Q}, \quad (5)$$

其中, 连接权重 Δ_{ij} 越大说明独立于顶点 v_{ij} 的顶点越多, 或者独立于顶点 v_{ij} 的顶点权重越大.

定义顶点 v_{ij} 的混合权重 w_{ij} 为

$$w_{ij} = q_{ij} \cdot (1 + \Delta_{ij}). \quad (6)$$

混合权重不仅与该顶点的自身权重有关, 还与该顶点的连接权重相关, 混合权重越大表明该顶点越应该被选中进入编码独立集中.

复用信道模式下的最大权重网络编码选择算法步骤为:

- (1) 构建加权 IDNC 图 (图 14(b) 和 (c)), 并计算出每一个顶点的权重;
- (2) 根据式 (5) 和 (6) 计算每一个顶点的混合权重;
- (3) 在图 14(b) 和 (c) 中分别选择混合权重最大的顶点 $v_{i,j}$, $v_{m,n}$ 放入独立集 $\mathcal{V}_{a,\max}$, $\mathcal{V}_{b,\max}$ 中, 然后在图 14(a) 中删除顶点 $v_{i,j}$ 和所有与 $v_{i,j}$ 相连的顶点, 图 14(b) 中删除顶点 $v_{m,n}$ 和所有与 $v_{m,n}$ 相连的顶点;
- (4) 剪枝后的图重复步骤 (2) 和 (3), 直到图 14(b) 和 (c) 中的顶点都为空;
- (5) 比较独立集 $\mathcal{V}_{a,\max}$, $\mathcal{V}_{b,\max}$, 并输出较大的独立集 $\mathcal{V}_{\max}$.

需要特别说明的是, 复用信道模式下的广播传输采用的是机会 D2D 通信方式, 在重传阶段是否采用 D2D 通信取决于 D2D 通信增益是否大于基站广播增益.

5.2 专用信道模式

专用信道模式 (dedicated channel mode, DCM) 允许 D2D 设备使用基站分配的专用频谱资源, 基站可以继续使用广播阶段的频段提供重传服务, 在重传阶段, 基站和 D2D 设备可以在不同频段同时传输信息, 互不影响. 因此, MWSA-NC 算法需要分别找出两组最优的独立集用于重传阶段的广播传输.

顶点之间的连接系数 $\mathcal{A}$ 、顶点 v_{ij} 的连接权重 Δ_{ij} 和顶点 v_{ij} 的混合权重 w_{ij} 的定义与 5.1 小节中完全相同, 这里不再赘述. 专用信道模式下的最大权重网络编码选择算法步骤为:

- (1) 构建加权 IDNC 图 (图 14(b) 和 (c)), 并计算出每一个顶点的权重;
- (2) 根据式 (5) 和 (6) 计算每一个顶点的混合权重;
- (3) 在图 14(b) 和 (c) 中分别选择混合权重最大的顶点 $v_{i,j}$, $v_{m,n}$ 放入独立集 $\mathcal{V}_{a,\max}$, $\mathcal{V}_{b,\max}$ 中, 然后在图 14(a) 中删除顶点 $v_{i,j}$ 和所有与 $v_{i,j}$ 相连的顶点, 图 14(b) 中删除顶点 $v_{m,n}$ 和所有与 $v_{m,n}$ 相连的顶点;
- (4) 剪枝后的图重复步骤 (2) 和 (3), 直到图 14(b) 和 (c) 中的顶点都为空;
- (5) 输出独立集 $\mathcal{V}_{a,\max}$, $\mathcal{V}_{b,\max}$. ($\mathcal{V}_{a,\max}$ 用于基站网络编码广播, $\mathcal{V}_{b,\max}$ 用于 D2D 终端设备网络编码广播).

5.3 算法复杂性分析

为寻找最优决策, 基站在每次传输前需要构建 IDNC 图. 首先, 基站接收反馈信息并更新加权传输状态矩阵 $\widetilde{F}_D$, 通过最多 $O(MN + N)$ 次操作把 $\widetilde{F}_D$ 转化为加权传输增益矩阵 $\widetilde{Q}$, 由 $\widetilde{Q}$ 可构建至多 $O(MN + N)$ 个图顶点 (集合 $\mathcal{V}$). 然后, 由 $\widetilde{F}_D$ 构建连接边集合 $\mathcal{E}$ 至多需要 $O(\frac{3N(N-1)}{2})$ 次操作, 可构建至多 $O(\frac{3N(N-1)}{2})$ 条连接边.

在遍历搜寻算法中, 顶点集 $\mathcal{V}$ 中的顶点数量为 $O(MN + N)$, 需要 $O(\frac{(MN+N)^2(MN+N-1)}{2})$ 次操作把图拆分为 $O(MN + N)$ 个独立集, 遍历独立集需要 $O(MN + N)$ 次权重计算操作 (独立集内顶点权重求和) 和 $O(\frac{(MN+N)(MN+N-1)}{2})$ 次比较操作. 本文提出的 MWSA-NC 算法不需要把图拆分为独立集, 在每一轮剪枝迭代过程中, 需要至多 $O(MN + N)$ 次混合权重计算操作和 $O(\frac{(MN+N)(MN+N-1)}{2})$ 次比较操作, 且随着迭代层数增加计算操作和比较操作次数越来越少, 至多需要 $O(MN + N)$ 轮迭代, 而且连接边数量越多迭代次数越小, 实际的仿真也证明 MWSA-NC 算法复杂性不是很高.

6 仿真结果

本节将从重传时隙数量、平均包解码时延、视频流失真度等方面评价本文提出的 MWSA-NC 算法, 并与传统的非 D2D 传输方案 S-IDNC^[34] 策略和 G-IDNC^[35] 策略进行性能比较.

定义7 (平均包时隙消耗 (average packet slot consumption, APSC)) 定义平均包时隙消耗为向所有终端传输一个数据包所需的平均时隙, 计算公式如下:

$$BE = \frac{N + N_{NC}}{N}. \quad (7)$$

其中, N_{NC} 表示传输 N 个数据包所需要的重传时隙.

定义8 (平均解码时延 (T_{delay})) 平均解码时延被定义为从数据包被广播到终端 R_i 正确解码该数据包所需要的时隙数量, $T_{\text{delay}} = T_{\text{live}} - \mathcal{T} - 1$, 其中 T_{live} 表示生存时间, $\mathcal{T}$ 表示剩余时隙. 在广播阶段正确接收的数据包不产生解码时延, 为降低丢包概率对平均解码时延的影响, 下文的仿真结果仅计算解码时延不为零的数据包的平均解码时延.

定义9 (平均视频流失真 (average video distortion, AVD)) 在数据包生存时间内, 如果终端 R_i 没有正确解码该数据包, 则终端 R_i 将产生视频流失真. 平均视频流失真被定义为在整个重传过程中终端的平均视频流失真度 (假设高优先级数据包丢失导致的失真度为 2, 低优先级数据包丢失导致的失真度为 1).

假设基站和终端簇的距离足够远, 所有基站 $\rightarrow$ 终端通信信道的丢包概率相同 $\{p_k = 0.2 | \forall R_k \in \mathcal{M}\}$, 假设终端 $\leftrightarrow$ 终端的通信距离足够近, 信道的丢包概率相同 $\{p_{ij} = 0.05 | \forall R_i, R_j \in \mathcal{M}\}$. 此外, 假设终端簇均匀分布在一个边长为 1 单位的正方形中, D2D 通信半径为 0.3 个单位, 高优先级数据包的比例为 0.2, 数据包的生存时间为 50 时隙. 固定批次数据包的数量 (窗口大小) $N=30$, 下面考察不同策略和算法在终端数量变化时的平均包时隙消耗, 仿真结果如图 16 所示. 从图 16 中可以看出本文提出的策略和算法在平均包时隙消耗方面明显优于 S-IDNC 和 G-IDNC 策略, 尤其当终端数量增多时, D2D 传输的优势完全表现出来, 平均包时隙消耗逐渐趋于一个定值, 不再随着终端数量增长而无限增大. 由于专用信道模式在重传阶段使用两段频谱资源传输数据包, 所以专用信道模式下的平均包时隙消耗都比对应的复用信道模式要低很多. 此外, 滑动窗口传输策略明显优于批次传输策略, 尤其是专用模式滑动窗口策略的平均包时隙消耗随着终端数量增加逐渐趋近于 1, 这表明每个数据包平均仅需要 1 个时隙就能使所有终端正确接收. 固定终端数量 $M=40$, 下面考察不同策略和算法在批次数据包的数量 (或窗口大小) 变化时的平均包时隙消耗, 仿真结果如图 17 所示. 从图 17 中可以看出无论什么策略和算法的平均包时隙消耗都随着批次数据包数量 (或窗口大小) 的增加而减少, 然而, 本文提出的 MWSA-NC 算法相对于 S-IDNC 和 G-IDNC 策略的平均包时隙消耗有明显的降低. 与图 16 的仿真结果相似, 专用信道模式相对于复用信道模式有更低的平均包时隙消耗, 滑动窗口传输策略明显优于批次传输策略. 其中, 专用模式滑动窗口策略不仅有最低的平均包时隙消耗 (最高的广播效率), 而且随着批次数据包数量 (或窗口大小) 的增加能更早的趋于定值.

固定批次数据包数量 (或窗口大小) $N=30$, 其他假设与上面相同, 下面考察不同策略和算法在终端数量变化时的平均解码时延, 仿真结果如图 18 所示. 从图 18 中可以看出, S-IDNC, G-IDNC 策略的平均解码时延都随着终端数量的增加而增大, 而批次传输策略的平均包解码时延明显低于 S-IDNC 和 G-IDNC 策略, 且平均解码时延不受终端数量的影响. 同时, 滑动窗口传输策略有最低的平均解码时延, 且随着终端数量的增加而减小, 逐渐趋于定值. 此外, 本文提出的 MWSA-NC 算法实现了数据

图 16 (网络版彩图) 平均包时隙消耗 vs. 终端数量
Figure 16 (Color online) APSC vs. the number of receivers

图 17 (网络版彩图) 平均包时隙消耗 vs. 批次数据包数量 (窗口大小)
Figure 17 (Color online) APSC vs. batch packets amount (window size)

图 18 (网络版彩图) 平均解码时延 vs. 终端数量
Figure 18 (Color online) T_{delay} vs. the number of receivers

图 19 (网络版彩图) 平均解码时延 vs. 批次数据包数量 (窗口大小)
Figure 19 (Color online) T_{delay} vs. batch packets amount (window size)

包的不平等传输, 高优先级的数据包相对于低优先级的数据包有更低的平均解码时延. 固定终端数量 $M=40$, 下面考察不同策略和算法在批次数据包数量 (或窗口大小) 变化时的平均解码时延, 仿真结果如图 19 所示. 从图 19 中可以看出 S-IDNC 策略、G-IDNC 策略和批次传输策略都随着批次数据包数量 (或窗口大小) 的增加而增大, 但是批次传输策略比 S-IDNC, G-IDNC 策略的平均解码时延低很多. 同时, 滑动窗口传输策略有最低的平均解码时延, 且随着批次数据包数量 (或窗口大小) 的增加而趋于定值, 尤其是专用信道模式下的平均解码时延最低, 且平均解码时延不受批次数据包数量 (或窗口大小) 的影响.

固定批次数据包数量 (或窗口大小) $N=30$, 终端数量 $M=40$, 其他假设与上面相同, 下面考察不

图 20 (网络版彩图) 平均视频流失真 vs. 数据包生存时间

Figure 20 (Color online) AVD vs. packet life-time

图 21 (网络版彩图) 平均包时隙消耗 vs. 数据包生存时间

Figure 21 (Color online) APSC vs. packet life-time

同策略和算法在数据包生存时间变化时终端的平均视频流失真, 仿真结果如图 20 所示. 从图 20 中可以看出, 生存时间相同时, 批次传输策略相对于 S-IDNC 和 G-IDNC 策略有更低的视频流失真, 复用信道模式和专用信道模式的曲线基本吻合, 失真度主要来源于重传过程开始之前就已经超过截止期限的数据包. 相比于批次传输策略, 滑动窗口传输策略不区分广播和重传阶段, 边广播边重传的策略不会导致数据包在重传之前就超过了截止时间, 因此有低得多的平均视频流失真. 同样固定 $N=30$, $M=40$, 下面考察不同策略和算法在数据包生存时间变化时的平均包时隙消耗, 仿真结果如图 21 所示. 从图 21 中可以看出数据包在生存时间较短的时候, 滑动窗口传输策略的平均包时隙消耗最大, 这是因为 S-IDNC 策略、G-IDNC 策略和批次传输策略的大部分数据包在重传过程开始之前就已经超过截止时间而被丢掉了, 并不需要很多重传, 而滑动窗口策略不区分广播和重传阶段, 并且效率更高, 所以有很多时隙用于恢复终端丢失的数据包, 尽管平均包时隙消耗增大了, 但视频流失真却大大降低了. 在数据包生存时间较长的时候, 批次传输策略相比于 S-IDNC, G-IDNC 策略有更低的平均包时隙消耗, 且随着生存时间的增加逐渐趋于定值, 同时, 滑动窗口的传输策略有最低的平均包时隙消耗, 尤其是专用模式滑动窗口策略的平均包时隙消耗随着生存时间的增加逐渐趋于 1, 远小于其他策略.

固定批次数据包数量 (或窗口大小) $N=30$, 终端数量 $M=40$, 其他假设与上面相同, 下面考察不同策略和算法在 D2D 通信范围变化时的平均包时隙消耗, 如图 22 所示. 当 D2D 通信范围为 0 时, 系统模型可等效为没有加入 D2D 的传统无线广播模型. 当 D2D 通信范围大于 $\sqrt{2}$ 时, 所有终端之间可以相互通信. 从图 22 中可以看出, 当 D2D 通信通信半径小于 0.7 单位时, 所有策略的平均包时隙消耗都随着 D2D 通信范围的增大而减小, 但当 D2D 通信范围继续扩大时平均包时隙消耗反而会稍微增加. D2D 通信范围的大小与终端发射功率成正比, 终端发射功率过高会造成能量浪费, 过低会导致传输效率低, 实际系统中应当根据实际情况选择适当的终端发射功率.

7 结论

本文提出了一种基于 Device-to-Device (D2D) 的无线多媒体网络编码广播重传策略. 在 D2D 场景

图 22 (网络版彩图) 平均包时隙消耗 vs. D2D 通信范围

Figure 22 (Color online) APSC vs. D2D communication range

下, 多个终端设备之间存在网络编码冲突和传输冲突等问题. 为此, 构造了一种网络编码 (IDNC) 图, 所有的可行编码和无传输冲突情况均被表示在图中. 基于构造的 IDNC 图, 设计了面向批次传输和滑动窗口传输的最优广播重传算法. 同时, 为降低算法复杂度, 提出了一种最大权重网络编码选择算法 (MWSA-NC). 仿真结果表明: 与传统方案相比, 提出的算法能极大的提高系统吞吐量, 降低解码时延和减少视频流失真. 尤其是专用模式滑动窗口策略有着极低的解码时延和极高的广播效率, 更适用于实时视频流广播业务.

参考文献

- 1 Doppler K, Rinne M, Wijting C, et al. Device-to-Device communication as an underlay to LTE-advanced networks. *IEEE Commun Mag*, 2009, 47: 42–49
- 2 Al-Kanj L, Dawy Z, Yaacoub E. Energy-aware cooperative content distribution over wireless networks: design alternatives and implementation aspects. *IEEE Commun Surv Tut*, 2013, 15: 1736–1760
- 3 Khamfroush H, Pahlavani P. On the coded packet relay network in the presence of neighbors: benefits of speaking in a crowded room. In: *Proceedings of IEEE International Conference on Communications (ICC)*, Sydney, 2014. 1928–1933
- 4 Hernández M N J, Heide J, Lucani D E, et al. On the throughput and energy benefits of network coded cooperation. In: *Proceedings of the 3rd International Conference on Cloud Networking (CloudNet)*, Luxembourg, 2014. 138–142
- 5 Abedini N, Sampath S. Realtime streaming with guaranteed QoS over wireless D2D networks. In: *Proceedings of the 14th ACM International Symposium on Mobile Ad Hoc Networking and Computing*, Bangalore, 2013. 197–206
- 6 Yu T. D2D resource allocation algorithm in multi-cell heterogeneous networks. Dissertation for Master's Degree. Harbin: Harbin Institute of Technology, 2015 [于婷. 多小区蜂窝网中 D2D 通信资源分配方法研究. 硕士学位论文. 哈尔滨: 哈尔滨工业大学, 2015]
- 7 Liu Z Y. A study of cognitive-based cellular and device-to-device communication hybrid networks. Dissertation for Ph.D. Degree. Beijing: Beijing University of Posts and Telecommunications, 2013 [刘子扬. 基于认知的蜂窝与混合网络研究. 博士学位论文. 北京: 北京邮电大学, 2013]
- 8 Pons X, Gruet C, Georgeaux E. D2D broadcast communications for 4G PMR networks. In: *Proceedings of the 7th International Conference on New Technologies, Mobility and Security (NTMS)*, Paris, 2015
- 9 Wu Z B, Park V D, Li J Y. Enabling device to device broadcast for LTE cellular networks. *IEEE J Sel Area Commun*, 2016, 34: 58–70
- 10 Ahlswede R, Cai N, Li S Y R, et al. Network information flow. *IEEE Trans Inf Theory*, 2000, 46: 1204–1216
- 11 Suh Y, Baik J, Rahnvard N. Fountain code design for broadcasting systems with intermediate-state users. *IEEE*

- Trans Commun, 2015, 63: 3057–3068
- 12 Lu Y P, Lan W, Cheng Y F. An implementation of a fountain code-based MIMO-OFDM receiver for real-time wireless video streaming. In: Proceedings of the 11th International Conference on Wireless and Mobile Computing, Networking and Communications (WiMob), Abu Dhabi, 2015
 - 13 Xu J H, Guo D X, Lu L. The optimized design of degree distribution of fountain codes in DTN with relays. In: Proceedings of IEEE Information Technology, Networking, Electronic and Automation Control Conference, Chongqing, 2016
 - 14 Shirvanimoghaddam M, Li Y H, Vucetic B. Sparse event detection in wireless sensor networks using analog fountain codes. In: Proceedings of IEEE Global Communications Conference, Austin, 2014
 - 15 Lin H T, Lin Y Y, Yan W S. Efficient frame aggregation transmission using random linear network coding. IEEE Wirel Commun Lett, 2014, 3: 629–632
 - 16 Li B, Li H X, Zhang R N. Adaptive random network coding for multicasting hard-deadline-constrained prioritized data. IEEE Trans Veh Technol, 2015, 65: 8739–8744
 - 17 Tassi A, Khirallah C, Vukobratovic D, et al. Resource allocation strategies for network-coded video broadcasting services over lte-advanced. IEEE Trans Veh Technol, 2015, 64: 2186–2192
 - 18 Thomos N, Kurdoglu E, Frossard P, et al. Adaptive prioritized random linear coding and scheduling for layered data delivery from multiple servers. IEEE Trans Multimed, 2015, 17: 893–906
 - 19 Vukobratovic D, Stankovic V. Unequal error protection random linear coding strategies for erasure channels. IEEE Trans Commun, 2012, 60: 1243–1252
 - 20 Li X, Wang C C, Lin X. On the capacity of immediately-decodable coding schemes for wireless stored-video broadcast with hard deadline constraints. IEEE J Sel Areas Commun, 2011, 29: 1094–1105
 - 21 Muhammad M, Berioli M, Liva G, et al. Instantly decodable network coding protocols with unequal error protection. In: Proceedings of IEEE International Conference on Communications (ICC), Budapest, 2013. 5120–5125
 - 22 Keller L, Drinea E, Fragouli C. Online broadcasting with network coding. In: Proceedings of the 4th Workshop on Network Coding, Theory and Applications, Hong Kong, 2008
 - 23 Le A, Tehrani A S, Dimakis A G, et al. Instantly decodable network codes for real-time applications. In: Proceedings of International Symposium on Network Coding, Calgary, 2013
 - 24 Sorour S, Valaee S. Completion delay minimization for instantly decodable network codes. IEEE/ACM Trans Netw, 2015, 23: 1553–1567
 - 25 Nguyen D, Nguyen T, Yang X. Multimedia wireless transmission with network coding. In: Proceedings of IEEE Packet Video, Lausanne, 2007. 326–335
 - 26 Seferoglu H, Markopoulou A. Video-aware opportunistic network coding over wireless networks. IEEE J Sel Areas Commun, 2009, 27: 713–728
 - 27 Keshtkarjahromi Y, Seferoglu H, Ansari R, et al. Content-aware instantly decodable network coding over wireless networks. In: Proceedings of International Conference on Computing, Networking and Communications, Garden Grove, 2015
 - 28 Aboutorab N, Sadeghi P, Tajbakhsh S E. Instantly decodable network coding for delay reduction in cooperative data exchange systems. In: Proceedings of IEEE International Symposium on Information Theory (ISIT), Istanbul, 2013. 3095–3099
 - 29 Karim M S, Aboutorab N, Nasir A A, et al. Decoding delay reduction in network coded cooperative systems with intermittent status update. In: Proceedings of IEEE Information Theory Workshop (ITW), Hobart, 2014. 391–395
 - 30 Courtade T A, Wesel R D. Coded cooperative data exchange in multihop networks. IEEE Trans Inf Theory, 2014, 60: 1136–1158
 - 31 Nguyen D, Nguyen T, Yang X. Multimedia wireless transmission with network coding. In: Proceedings of Packet Video Workshop, Lausanne, 2007. 326–335
 - 32 Nguyen D, Nguyen T. Network coding-based wireless media transmission using POMDP. In: Proceedings of the 17th International Packet Video Workshop, Seattle, 2009. 1–9
 - 33 Puterman M. Markov Decision Processes: Discrete Stochastic Dynamic Programming. New York: John Wiley & Sons, 1994
 - 34 Sadeghi P, Shams R, Traskov D. An optimal adaptive network coding scheme for minimizing decoding delay in broadcast

- erasure channels. EURASIP J Wirel Commun Netw, 2010, 2010: 618016
- 35 Sorour S, Valaee S. Minimum broadcast decoding delay for generalized instantly decodable network coding. In: Proceedings of IEEE Global Telecommunications Conference (GLOBECOM), Miami, 2010

Video distortion reduction with instantly decodable network coding and Device-to-Device communications

Teng NIU*, Dongmei ZHANG, Kui XU & Wenfeng MA

College of Communication Engineering, PLA University of Science and Technology, Nanjing 210007, China

* Corresponding author. E-mail: niuteng1991@163.com

Abstract In this paper, we propose a scheme of wireless multimedia network coded broadcast retransmission, based on Device-to-Device (D2D) communications, in which there are network coding conflicts and transmission conflicts between multiple terminal devices. For this reason, a novel instantly decodable network coding (IDNC) graph is constructed, where all the feasible coding and non-transmission collision cases are shown in the graph. Based on the constructed IDNC graph, we design the optimal broadcast strategy for batch transmission and sliding window transmission, and propose a heuristic maximum weight network coding selection algorithm (MWSA-NC) to reduce the complexity of the optimal search algorithm. The simulation results show that compared to the traditional scheme, the proposed algorithm can greatly improve the throughput of the system, reduce decoding latency and reduce video stream distortion.

Keywords D2D communication, network coding, wireless multimedia broadcasting, novel IDNC graph, video distortion

Teng NIU was born in 1991. He received the B.E. degree in communication engineering from Shandong University (SDU) in 2014. Currently, he is working toward the M.S. degree in information and communication engineering, the PLA University of Science and Technology (PLAUST), Nanjing. His research interests include network coding broadcast, full-duplex communication, massive MIMO system.

Dongmei ZHANG was born in China, in 1972. She received the B.S. degree from the Institute of Communications Engineering, Nanjing, China, in 1994, and the M.S. degree in communications and information system from the Institute of Communications Engineering, Nanjing, China, in 1997. She is currently an associate professor with the PLA University of Science and Technology, Nanjing, China. Her research

interests include broadband wireless communications, cognitive radio, wireless resource allocation.

Kui XU was born in 1982. He received the B.S. degree in wireless communications from the PLA University of Science and Technology (PLAUST), Nanjing, in 2004, and the Ph.D. degree in software defined radio from the PLA University of Science and Technology, Nanjing, China, in 2009. Currently, he is a lecturer at the College of Communications Engineering, the PLA University of Science and Technology (PLAUST). From Dec. 2013 till recently, he was a postdoctoral fellow with the PLA University of

Science and Technology. His research interests include broadband wireless communications, signal processing for communications, network coding, wireless communication networks.

Wenfeng MA was born in 1974. He received the B.S. degree in microwave communication from the Institute of Communications Engineering, Nanjing, China, in 1995; the M.S. degree in communications and information system from the Institute of Communications Engineering, Nanjing, China in 1998; and the Ph.D. degree in communications and information system from

the PLA University of Science and Technology, Nanjing, China, in 2002. From April 2004 to February 2006, he was a postdoctoral fellow at Shanghai Jiao Tong University (SJTU), Shanghai, China. He is currently an associate professor with the PLA University of Science and Technology, Nanjing, China. His research interests include wireless communication networks, broadband wireless communications.