

面向编码机会路由的无线 Mesh 网络广播信道接入*

蔡 顺^{1,2}, 张三峰^{1,2}, 董永强^{1,2}, 吴国新^{1,2+}

¹(计算机网络和信息集成教育部重点实验室(东南大学),江苏 南京 211189)

²(东南大学 计算机科学与工程学院,江苏 南京 211189)

Broadcast Medium Access for Opportunistic Routing with Network Coding in Wireless Mesh Networks

CAI Shun^{1,2}, ZHANG San-Feng^{1,2}, DONG Yong-Qiang^{1,2}, WU Guo-Xin^{1,2+}

¹(Key Laboratory of Computer Network and Information Integration of Ministry of Education (Southeast University), Nanjing 211189, China)

²(School of Computer Science and Engineering, Southeast University, Nanjing 211189, China)

+ Corresponding author: E-mail: gwu@seu.edu.cn

Cai S, Zhang SF, Dong YQ, Wu GX. Broadcast medium access for opportunistic routing with network coding in wireless mesh networks. *Journal of Software*, 2012, 23(9): 2401-2415 (in Chinese). <http://www.jos.org.cn/1000-9825/4138.htm>

Abstract: Opportunistic routing with network coding (NCOR) has emerged as a promising approach to improve both the throughput and reliability in lossy wireless multi-hop networks. This new routing paradigm, which is based on the multi-user diversity advantage of wireless broadcast links and the erasure coding property of random linear network coding, brings opportunities and challenges for broadcast MAC designs. This paper carries out a study on the opportunistic broadcast channel access problem with the intent on appealing to the optimal stopping theory, the study proposes an access strategy to achieve the maximal average effective rate, which is a trade-off between the access delay and the instantaneous delivery ability. By extending IEEE 802.11 DCF, the study further presents a MAC protocol O-BCast to execute the proposed strategy. Simulation results show that O-BCast achieves notable improvement of NCOR's end-to-end throughput and is adaptive to various network loads.

Key words: opportunistic routing; network coding; broadcast MAC; optimal stopping theory; multi-user diversity

摘 要: 编码机会路由是有损无线 Mesh 网络中提供高吞吐量和高可靠性传输的理想方案.该路由机制建立在无线广播的多用户分集优势和随机网络编码的纠错特性之上,为广播 MAC 的设计引入了新的机会和挑战.基于最优停止理论,研究面向编码机会路由的机会广播信道接入问题,提出一种在接入延迟和信道交付能力之间加以折衷,以获得最优的平均有效速率的方法,并在 IEEE 802.11 DCF 协议基础上设计实现面向 NCOR 的广播 MAC 协议 O-BCast.仿真结果表明,该协议显著提高了编码机会路由的端到端吞吐量,具有网络负载自适应的良好特性.

关键词: 机会路由;网络编码;广播 MAC;最优停止理论;多用户分集

* 基金项目: 国家自然科学基金(61272532); 江苏省自然科学基金(BK2011335); 东南大学计算机网络和信息集成教育部重点实验室开放研究基金(K93-9-2010-30)

收稿时间: 2011-05-26; 修改时间: 2011-09-02; 定稿时间: 2011-11-02

中图法分类号: TP393

文献标识码: A

无线链路的易错性和时变性使得传统的协议性能严重退化^[1].例如,预先计算最短路径的方法在有损环境中因为频繁的重传和路由发现会导致系统性能下降.但无线链路的广播本质也呈现一些独特的优势:多个节点共享一个广播信道且独立衰减,那么每个被发送的报文交付到任意一个接收节点的成功率远远超过交付到某个确定节点的成功率,这个性质被称为多用户分集(multi-user diversity,简称 MUD)优势.近年来提出的编码机会路由(opportunistic routing with network coding,简称 NCOR)^[2]结合无线环境的 MUD 优势和随机网络编码^[3]的纠错码特性,成为一种在有损网络中支持高吞吐可靠传输的有效方案.

考虑图 1 有损网络中的单播会话 $s \rightarrow d$, s 到任意中间节点 (a, b, c) 的交付概率均为 50%, 中间节点到 d 的交付概率为 100%. 按照传统确定性路由(如 $s \rightarrow b \rightarrow d$), 吞吐率(不考虑底层调度延迟)只有 0.5. 而 NCOR 机制通过源节点 s 将报文分批随机编码并持续广播; 每个中间节点对接收到的报文再次随机混合后转发的方式, 吞吐达到 $1 - 0.5^3 = 0.875$, 相比前者提高 70% 以上. 此外, 随机网络编码不仅提供了端到端的纠错功能, 还自然消除了多个中间节点需要复杂协作以防止冗余转发的困扰. 这些优点使 NCOR 在质量低下的无线网络中倍受关注.

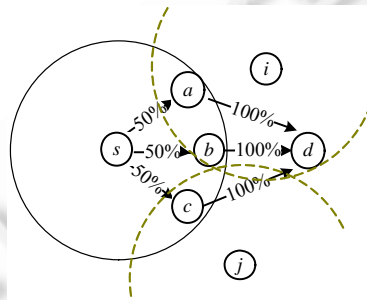


Fig.1 NCOR scheme and opportunistic broadcast channel access

图 1 NCOR 机制与机会广播信道接入

但这种新型的路由方法在现实网络中的性能优化以及与现有协议的兼容性仍亟需探讨, 相关研究正在起步中. 例如, 改进 NCOR 的分批编码与 TCP 的兼容性^[4], 优化编码速率和发送速率控制方法^[5]等. 在无线网络中, MAC 设计对 NCOR 的总体性能有直接影响^[6-9]. 我们注意到, MUD 优势和随机编码的纠错特性使得 NCOR 机制下的广播信道接入呈现出独特的性质: 不需要等待所有接收节点同时准备好, 也不需要任何链路级的可靠保证. 仍以图 1 网络为例, 在干扰节点 i, j 的影响下, 广播链路 $s \rightarrow \{a, b, c\}$ 的信道接入时机有多种选择:

- (1) 等待所有的节点 $\{a, b, c\}$ 都准备好, 此时 MUD 优势最为显著, 但是接入媒体的延迟可能过长, 造成端到端吞吐量较低;
- (2) 只要有一个接收节点可用则接入媒体, 尽管接入延迟适中, 但 NCOR 有可能退化为单路径路由, 失去 MUD 优势;
- (3) 仅根据发送端媒体状况决定是否接入(即 IEEE 802.11 DCF 广播模式), 尽管接入延迟最小, 但在多跳网络中可能存在严重的隐藏终端问题.

因此, 选择合适的接入时机以支持更高的 NCOR 端到端吞吐量, 成为一个重要的优化问题, 我们称为机会广播信道接入问题. 本文从实际协议设计的角度出发, 提出一种完全分布式的机会广播信道接入策略. 该策略以单跳的平均有效传输速率为优化目标, 借助最优停止理论获得接入延迟和信道交付能力之间的最佳平衡点. 本文的另一个贡献是, 通过扩展 IEEE 802.11 DCF, 设计一个机会广播 MAC 协议 O-BCast 以执行上述策略. 模拟实验验证了 O-BCast 有助于无线网络中传输机会的有效利用, 获得良好的端到端性能.

基于 MUD 优势的广播链路调度问题在传统机会路由^[22]领域已有一些研究^[10-12], 他们主要致力于解决多个节点之间的冗余转发问题. 例如: ExOR^[10] 提出一个专用 MAC 协议, 用于串行化调度所有参与会话的节点; 文

献[11,12]则设计链路级的 anycast 机制,通过 DATA/ACK 或 RTS/CTS 握手,从收到同一个报文的节点中选出唯一的转发者,但他们都没有考虑到接入时机的灵活性.NCOR 机制下的广播链路调度对总体吞吐量的影响也受到研究人员关注^[6-9],但他们多是通过理论建模和优化的方法,将该问题放到跨层最优化框架中综合考虑.即使在简单的干扰模型性下,该问题仍是 NPC 困难的^[9],而且通常需要中心计算或理想的反馈机制,因此其结果很难应用到实际的协议设计中.同样地,这些工作也没有考虑接入时机的灵活性.本文的建模和分析建立在分布式随机竞争接入方式基础上,辅以局部的探测机制来确定最佳的广播信道接入时机,不仅有效提高了吞吐量,而且容易与当前的主流无线标准兼容.

本文第 1 节建立有损多跳网络模型,并提出平均有效速率最优的机会广播信道接入问题.第 2 节通过最优停止理论推导出基于阈值的最优接入决策算法.第 3 节讨论最优接入算法的数值分析结果.第 4 节介绍基于上述算法的机会广播接入协议 O-Bcast.第 5 节讨论在 ns-2 环境中的模拟实验结果.最后总结全文.

1 系统模型与问题提出

1.1 系统模型

考虑一个静态的无线 Mesh 网络 $G=(V,E)$, V 为节点集合,每个节点配备一个带有全向天线的收发器,且工作于同一信道上; E 为传输质量超过一定阈值的点到点链路集合,即 $E=\{(i,j)|c_{ij}>c_{thresh},i,j\in V\}$.其中: c_{thresh} 为阈值常量;链路质量 c_{ij} 是指不计链路间干扰时 i 到 j 的平均交付概率,它与信号强度、调制编码方式、信道衰减特征等因素相关^[13]. $N(i)=\{j|j\in V\wedge(i,j)\in E\}$ 表示 i 的邻居集合.设网络按时隙(slot)运行,节点 j 在时隙 t 的状态记为二元随机变量 $s_j(t)$: $s_j(t)=0$ 表示节点 j 不可用;反之, $s_j(t)=1$.对于发送节点,状态可用是指节点空闲且获得媒体访问权,如在 802.11 网络中感知媒体空闲并完成随机退避(CSMA/CA);对于接收节点,状态可用是指节点不处于收/发状态,且不受网络中其他正在进行的传输干扰.若 t 时链路 (i,j) 被调度传输,其报文成功交付的概率 $p_{ij}(t)$ 可以表示为

$$p_{ij}(t)=c_{ij}s_j(t),s_j(t)=0,1 \tag{1}$$

显然, $p_{ij}(t)$ 为与 $s_j(t)$ 相关的随机变量,公式(1)反映出实际的链路交付能力是信道自身条件和接收节点状态共同作用的结果^[1,13].

设网络中存在多个持续的单播会话,均依照 NCOR 机制进行路由转发.对于每个会话 $s\rightarrow d$,源节点 s 首先从 V 中选择传输成本小于自己的节点构成候选转发集合(CFS).接着,源节点不断广播发送出编码报文,并在报文中携带 CFS 列表;候选转发节点缓存所有听到的编码报文,并再次编码后转发出去;目标节点 d 收到足够多的编码报文之后解码恢复出原始消息.沿用文献[14]的建模方法,这些节点构成的拓扑用超图 $\mathcal{H}=(V,A)$ 表示,其中,节点集合 $V=CFS\cup\{s,d\}$;超弧集合 A 包含 NCOR 传输所使用的广播链路 (i,J) , J 称为 i 的候选下一跳集合(CNH), $J\subseteq(N(i)\cap V)$.

1.2 平均有效速率最优的机会广播信道接入问题

根据超弧的 MUD 特性,我们定义超弧 (i,J) 的即时交付能力 $P_{ij}(t)$ 为 t 时隙节点 i 广播的报文被任意下一跳邻居成功接收的概率:

$$P_{ij}(t)=1-\prod_{j\in J}(1-p_{ij}(t))=1-\prod_{j\in J}(1-c_{ij}s_j(t)) \tag{2}$$

可见, P_{ij} 是与接收节点状态相关的随机变量.在此基础上,我们定义超弧的平均有效速率(average effective rate,简称 AER)为单位时间内 i 向下一跳集合 J 成功交付的数据量,即

$$R_{ij} \triangleq \lim_{T\rightarrow\infty} \frac{z_i \bar{P}_{ij} m}{T} \tag{3}$$

其中, z_i 为时间 T 内 i 向超弧注入的报文数目, m 为报文尺寸, \bar{P}_{ij} 为 T 内数据传输阶段的平均交付能力.时间 T 包括超弧的调度延迟和实际的报文传输时间,因此,AER 反映了超弧在网络层呈现的传输速率,是 NCOR 端到端吞吐的基础^[15].

若发送速率和链路质量确定,AER 与调度延迟和被调度传输时的交付能力 P_{ij} 相关,这两个因素直接依赖于

信道接入策略.其中 P_{ij} 为随机变量,若借助探测机制对其观察,那么机会广播信道接入的基本过程:发送节点 i 在状态可用即 $s_i(t)=1$ 时,首先探测当前超弧的交付能力 P_{ij} ;然后依据某种策略判断是否立即发送或执行下一轮探测,直到最终发送出数据报文或超过最大探测次数.

如图 2 所示,超弧经过 n 轮探测之后发送数据报文.第 l 轮探测前等待发送节点可用的时间记为 K_l , $l=0,1,\dots,n$,探测获知超弧交付能力 $P_{ij}(l)$,探测耗费的时间为常量 T_{probe} .该过程总耗费时间为调度延迟与实际的数据传输时间 T_{data} 之和,即

$$T_0 = K_0 + T_{data}, T_n = \sum_{l=1}^n (K_l + T_{probe}) + T_{data}, n = 1, 2, \dots \quad (4)$$

其中, T_{data} 与发送速率和报文尺寸相关, T_0 为直接发送、不执行任何探测(类似 802.11 DCF 广播模式)情况下接入过程的总耗费时间, T_n 为执行 n 轮探测情况下所耗费时间.

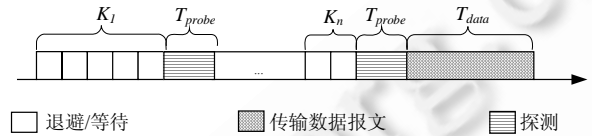


Fig.2 Channel access procedure of hyperarc

图 2 超弧的信道接入过程

借助信道预留机制(NAV),超弧的交付能力在探测期间和紧接着的数据传输期间(T_{data})维持不变.在不引起歧义的前提下,下面的陈述将省略下标 ij .

若超弧一直有积压的数据报文待发送,统计 Z 次连续接入过程的 AER,有

$$R = \lim_{z \rightarrow \infty} \frac{\sum_{z=1}^Z mP(N(z))}{\sum_{z=1}^Z T_{N(z)}} \quad (5)$$

其中, $N(z)$ 表示第 z 次信道接入过程耗费的探测轮数, $T_{N(z)}$ 和 $P(N(z))$ 为第 z 次接入过程的总耗费时间和发送数据报文期间超弧的交付能力.

根据 Lun 的工作^[15],链路有损的无线网络中,NCOR 所支持的端到端容量取决于业务流所穿越的关键超弧的网络层平均速率,即 AER.而且,最大化 AER 意味着恰当地平衡超弧的交付能力和调度延迟,有助于高效利用无线网络中传输机会.因此,我们提出 AER 最优的机会广播信道接入问题(记为 ROOMA):设 \mathcal{N} 表示所有基于 CSMA 可行接入策略集合,选择合适的策略 $N^* \in \mathcal{N}$,使得超弧的 AER 最大,即

$$N^* = \arg \max_{N \in \mathcal{N}} \{R(N)\} \quad (6)$$

按照图 2 所示接入过程,解决问题就是要选择恰当的时机停止探测并发送数据报文,以使得平均有效速率(AER)最大化.下节将借助最优停止理论给出详细的求解.

2 基于最优停止理论的机会广播信道接入策略

本节以最优停止理论^[16]为基础,将 ROOMA 映射为最大回报率(maximum rate of return)^[16,17]问题并求解相应的停止规则,以控制信道接入过程.

在最优停止理论中,停止规则是一个根据观察到的事件判断何时采取特定行动,以获得最大期望收益的策略.观察随机变量序列 X_1, X_2, \dots , 假设已知其联合分布和该序列的收益函数: $y_0, y_1(x_1), y_2(x_1, x_2), \dots, y_\infty(x_1, x_2, \dots)$. 在观察到 $X_1=x_1, X_2=x_2, \dots, X_n=x_n$ 之后,可以选择停止并获得收益 $y_n(x_1, x_2, \dots, x_n)$, 也可继续观察 x_{n+1} . 停止规则选择一个停止时间 N , 使得收益的期望 $E[Y_N]$ 最大.

在求解 ROOMA 问题之前,我们首先提出一个假设:超弧的交付能力 P_{ij} 在各探测时隙服从独立一致分布.该假设的合理性在于:(1) 本文的信道接入建立在 802.11 CSMA 基础上,这类多跳网络随机接入协议的建模分

析中,信道状态(如忙/闲)的变换通常假设是一个更新过程(renewal process),亦即在每个切换时刻,下一个状态与当前状态独立^[18].我们的探测发生在发送端赢得随机信道竞争之后,因此各探测时隙内观察到的 P_{ij} 相关度很小;(2) Mesh 网络拓扑固定,且 Mesh 业务来自于大量的端用户业务的汇聚,因此在较大时间尺度上存在一个稳定的业务流特征.实验部分对此进行了验证.在此假设基础上,根据大数定律, Z 次连续接入过程的平均有效速率(AER)可以表示为

$$R = \lim_{Z \rightarrow \infty} \frac{\sum_{z=1}^Z mP(N(z))}{\sum_{z=1}^Z T_{N(z)}} = \frac{E[mP(N)]}{E[T_N]} \quad (7)$$

公式(7)将 ROOMA 问题的映射为最大回报率问题, $E[mP(N)]/E[T_N]$ 为其目标函数, N 为停止时间(stopping time), $P(N)$ 和 T_N 为停止随机变量.这样,ROOMA 问题可以表述为:观察随机序列 $\{P(n)\}$ 和 $\{T_n\}$,寻找一个停止规则(即发送数据帧的时刻) $N^* \in \mathcal{C}, \mathcal{C} = \{N: N \geq 0, E[T_N] < \infty\}$,使获得最大平均有效速率 R^* ,即

$$N^* = \arg \max_{N \in \mathcal{C}} \frac{E[mP(N)]}{E[T_N]}, R^* = \max_{N \in \mathcal{C}} \frac{E[mP(N)]}{E[T_N]} \quad (8)$$

设发送端等待和退避时间均值为 $w = E[K]$,根据超弧交付能力的独立一致性假设,有下面的命题成立:

命题 1.

(1) ROOMA 问题存在停止规则 N^* ,且

$$N^* = \begin{cases} 0, & E[mP] \geq \theta_0 \\ \min \{n \geq 1 : mP(n) \geq \theta\}, & \text{otherwise} \end{cases} \quad (9)$$

其中, $\theta_0 = \lambda^*(w + T_{data}), \theta = \lambda^* T_{data}$.

(2) N^* 获得的最大 AER 为 $R^* = \max \left\{ \frac{E[mP]}{w + T_{data}}, \lambda^* \right\}$,其中, λ^* 为如下定点方程的解:

$$E[mP - \lambda T_{data}]^+ = (w + T_{probe})\lambda \quad (10)$$

这里, $[\cdot]^+$ 表示取正部(证明参见附录).命题 1 揭示出 ROOMA 问题的接入策略呈现简单的分段阈值结构:在发送端状态可用的条件下,若超弧平均交付能力 $E[mP]$ 超过阈值 θ_0 ,则不需要执行任何探测(类似 IEEE 802.11 DCF 的广播模式),此时,AER 为 $E[mP]/(w + T_{data})$;否则,对接收端发起探测,直至观察到超弧交付能力 $mP(n)$ 超过阈值 θ ,则发送 DATA 帧,此时,AER 为 λ^* .计算该策略的开销主要在于定点方程(10)的求解,若使用简单的穷举算法,其复杂度与离散型随机变量 P 的可能取值数目(通常小于 2^4)呈线性关系,对于 Mesh 节点可以接受.

3 数值结果

本节利用 MATLAB 工具计算命题 1 所给出的接入策略(N^*)的数值结果,并与 IEEE 802.11DCF 广播模式和 xReady 策略比较.IEEE 802.11DCF 广播模式在发送端的媒体空闲且完成随机退避后发送数据报文,记为 CSMA;xReady 策略是指在发送端可用基础上,通过探测获知至少 $x(x=1,2,\dots)$ 个接收节点状态可用时才允许发出数据报文,否则退避后进行下一轮探测.

考虑多跳网络中的某个超弧(i, J),网络其他部分对它的影响反映为超弧中节点并不总是准备好接收或发送.设发送节点等待可用的平均时间为 w ,各接收节点在每个探测时隙的可用概率均为 p_r 且相互独立;探测每个接收节点花费时间为 t_{probe} ,一轮探测时间 $T_{probe} = |J| \times t_{probe}$;每条点到点链路($i, j, j \in J$)均为单位速率且交付概率为 c ,则超弧的交付能力与可用接收节点数目一一对应.为简单起见,进一步假设发送端的状态与接收端状态相互独立,从而 CSMA 完全不能预测接收端状态.若无特殊说明,默认参数设置为 $|J|=4, T_{data}=300, m=2000, c=0.2, T_{probe}=4, w=1$,单位省略.

图 3 描绘了不同参数配置下 AER 随节点可用概率 p_r 的变化情况.我们看到, N^* 在各种条件下均给出所有接入策略的性能上界.图 3(a)显示,在默认参数下, N^* 所获得的 AER 相比 CSMA 平均提高 86%,而且在不同的网络条件下均能选择合适的接入策略.例如在网络条件很好时($p_r > 0.8$),有 $E[mP] \geq \theta_0$ 成立,因此 $N^*=0$,其表现与 CSMA 相同.而一旦 p_r 降低, N^* 则需要通过探测来减少低质量的传输,且网络条件越好,阈值 θ 越大.例如在 p_r 很小

时($p_r < 0.12$), θm 等于仅单个接收节点可用时的超弧交付能力 P ; 当 p_r 增大, θm 则依次提高到 2 个、3 个接收节点可用时的 P , 因此, N^* 的表现依次与 $xReady: x=1, x=2, x=3$ 相同. 该结果表明, N^* 能够在接入延迟和超弧交付能力之间给予恰当折衷. 图 3(b) 和图 3(c) 在默认参数基础上分别增大 w 和 $|J|$, 结果显示, N^* 策略相比 CSMA 的性能增益有所下降, 因为二者均导致探测成本增大而抵消掉超弧交付能力提高的好处. 我们注意到, 在探测开销增大到与数据传输时间相当时, $xReady(x=2,3)$ 很难胜出, 如图 3(b), $xReady(x=1)$ 和 CSMA 分别在前后半段时表现最优. 最后, 图 3(d) 显示, 在点到点链路质量 c 较高时, N^* 的优势也稍有下降(相对 CSMA 的平均增益下降到 75%). 这是因为 P 的波动性随着 c 的增大而下降, 那么 N^* 保证较大的超弧交付能力的优势会减小.

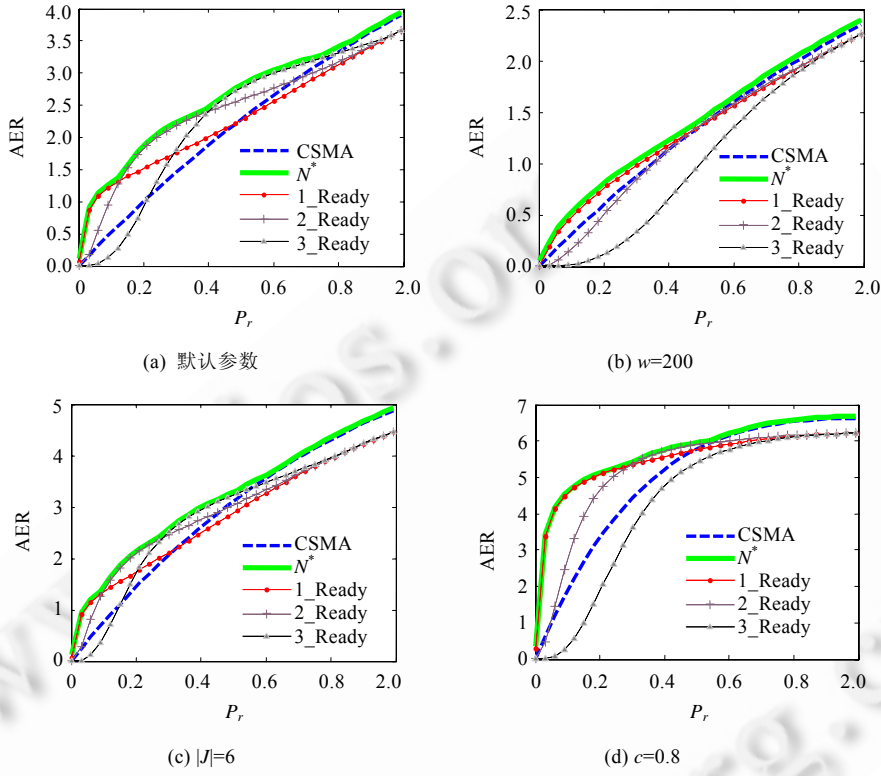


Fig.3 AER varies with receiver's availability probability
图 3 AER 随接收节点可用概率的变化

以上结果验证了 N^* 策略的 AER 最优性. 尽管 AER 是单跳的超弧性能, 但由于兼顾了接入延迟和干扰导致的交付能力的随机波动, 我们相信, 该策略同样有益于提高 NCOR 端到端吞吐. 接下来, 我们将在实际的 MAC 协议实现该策略, 并检验它在多跳环境中的端到端性能.

4 O-BCast 协议设计

本节在上述最优接入策略基础上设计完整的机会广播信道接入控制协议 O-BCast. O-BCast 通过扩展 IEEE 802.11 DCF 来实现, 包括沿用基于控制帧交换的状态探测、随机退避和 NAV 机制等^[19]. 本节首先描述协议所需的控制帧格式, 接着介绍协议的重要组成部分: 探测过程、超弧性能的统计和阈值计算, 最后给出机会广播信道接入控制过程.

4.1 O-BCast 控制帧格式

控制帧 ORTS/OCTS 在 802.11 标准的 RTS/CST 帧^[19]基础上做少量扩展, 如图 4 所示. 其中, ORTS 增加一个

NoR 域以记录接收节点(即 CNH 节点)数目 $|J|$,并将接收节点 MAC 地址域 RA 扩展为多个,存放 CNH 节点列表 J .NoR 通常限定一个最大值(如 4),以防止 ORTS 帧长和探测开销太高.OCTS 在标准 CTS 帧基础上增加一个 TA 域以标识帧的发出节点,为了尽量控制 OCTS 帧的尺寸,TA 使用发出节点在列表 J 中的序号而非 MAC 地址.其他域含义与标准相同.

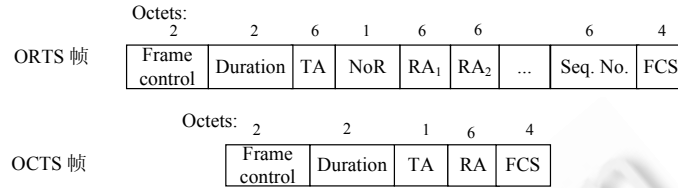


Fig.4 Frame format of ORTS/OCTS

图 4 ORTS/OCTS 帧格式

4.2 状态探测机制

节点状态探测发生在两个阶段:一是在传输业务初始阶段用于估计超弧的统计性能,二是在传输过程中用于观测超弧的即时交付能力.二者探测机制相同,均使用控制帧 ORTS/OCTS 握手的方式观察接收端状态,亦即,接收端能成功发回响应则认为其处于空闲可用状态,否则不可用.具体的,超弧 (i,j) 的探测过程如下:

- 1) 节点 i 在发送端媒体空闲或完成退避后广播发送出 ORTS,并设置计时器进入等待响应状态,计时器 $WaitTimer=|J|(T_{SIFS}+T_{OCTS}+T_{MaxPropDelay})$,其中, T_{SIFS} , T_{OCTS} 和 $T_{MaxPropDelay}$ 分别为短帧间距、OCTS 帧发送时间和最大传播延迟;
- 2) 任意接收到 ORTS 帧的节点 $j \in J$,依照 RA 列表中指定的顺序回送响应帧,即等待时间 $jT_{SIFS}+(j-1)T_{OCTS}$ 后发送 OCTS,其中 j 表示节点在 RA 列表 J 中的序号;
- 3) 节点 i 在 $WaitTimer$ 计时器到期之前,对每个接收到的 OCTS,都记录对应的 CNH 节点状态为可用,即 $s_j=1$. $WaitTimer$ 到期后,设置其余 CNH 节点状态为不可用,完成一轮探测,获知当前超弧的交付能力.

4.3 超弧的性能测量与统计

O-BCast 实现策略 N^* 的一个重要前提是超弧性能的测量与统计推断,主要包括超弧交付能力 P_{ij} 的概率分布、探测平均等待时间 w 和点到点链路的平均交付概率 c_{ij} .其中, w 和 c_{ij} 已有成熟的测量方法^[1,20],下面将介绍对 P_{ij} 概率分布的统计方法.

在 NCOR 数据传输开始之前,每个参与会话的节点发起 H 轮 ORTS/OCTS 交换握手用于采样 CNH 节点的状态, H 称为估计窗口.记第 h 次采样获得 CNH 的状态向量为 $\vec{s}_h = \langle s_{1,h}, \dots, s_{j,h}, \dots, s_{L,h} \rangle, s_{j,h} \in \{0,1\}, L=|J|$,那么状态向量 \vec{s} 出现的概率估计为

$$\hat{q}_{\vec{s}} = \sum_{h=1}^H \mathbf{1}(\vec{s}_h = \vec{s}) / H \tag{11}$$

其中, $\mathbf{1}(\cdot)$ 为示性函数, \vec{s} 为任意 L 维向量且 $s \in \{0,1\}^L$.有 2^L 种可能的取值记状态 \vec{s} 下超弧的交付能力为 $p_{\vec{s}}$,根据公式(2),得到 P_{ij} 概率分布的估计

$$\hat{\Pr}[P_{ij} = p_{\vec{s}}] = \hat{q}_{\vec{s}} \tag{12}$$

如果估计窗口足够大,则估计量 $\hat{q}_{\vec{s}}$ 可以达到较高的置信水平.在此基础上,O-BCast 根据公式(9)和公式(10)计算出阈值以及停止规则 N^* .

4.4 机会广播信道接入控制

O-BCast 协议通过交换 ORTS/OCTS 观察超弧当前的交付能力,并根据策略 N^* 决定是否立即发送数据帧.具体的,节点 i 从网卡队列中取出一个 NCOR 类型数据包后,首先获取 CNH 节点集合 J ,封装 DATA 帧,并按照以下步骤进行信道接入控制:

- 1) 节点 i 首先检查超弧的平均交付能力是否超过阈值 θ_0 :若 $E[mP] \geq \theta_0$,则在发送端可用后直接发出 DATA 帧(即 802.11DCF 广播模式);否则,生成控制帧 ORTS,设置 NoR 和 RA 域为 $|J|$ 和 J 、Duration 域为 $|J|(T_{OCTS}+T_{SIFS})$.接着发起一轮状态探测(类似第 4.2 节),并启动计时器 *WaitTimer* 进入等待响应状态;
- 2) 任意接收到 ORTS 的 CNH 节点 $j \in J$,依序响应 OCTS,并设置 Duration 域为

$$(|J-j)T_{OCTS}+(|J-j+1)T_{SIFS}+T_{data}.$$

- 3) 节点 i 在计时器 *WaitTimer* 到期后,根据此轮探测结果估算当前的超弧交付能力

$$P_{ij} = 1 - \prod_{j \in J} (1 - c_{ij} s_j).$$

然后根据 N^* 判断是否发送 DATA 帧:若 $mP_{ij} \geq \theta$ 则立即发送;否则进行下一轮探测(退避窗口保持不变),直到发送出 DATA 帧.期间,若探测次数超过最大值(RetryLimit)则停止,并向上层报告 MAC 失败;

- 4) 所有其他旁听到 ORTS/OCTS 的节点根据其中 Duration 域设置或更新 NAV,并在 NAV 到期之前避免发送任何数据,起到预留信道的作用.

由于 O-BCast 协议基于简单的阈值策略,其开销主要来自两个方面:一是状态探测过程中需要多个接收端依序反馈 OCTS,可能会导致反馈风暴问题;二是会话初始阶段的信道测量和阈值计算所增加的开销.前者本文通过缩减 OCTS 帧尺寸和接收节点数目(不超过 4 个)能够有效控制;后者由于 Mesh 网络中节点静止且在较大的时间尺度上有稳定的业务流特征,测量和计算的频度很低,因此增加的网络负载可以接受.

5 仿真实验与讨论

本节通过 ns-2 仿真实验评价 O-BCast 在多跳无线网络中的性能,并与 IEEE 802.11 DCF 广播模式(简记为 CSMA)和 xReady 比较,其中,协议 xReady($x=1,2,\dots$)与第 3 节描述相同.性能评价指标主要包括:

- (a) 端到端吞吐量 th_x :NCOR 单播业务的源和目标节点之间单位时间成功交付并解码的数据量. th_x 是本文的主要评价指标;
- (b) 实际交付率 r_d : $r_d \triangleq \frac{\max_{j \in J} \{RX(j,i)\}}{TX(i)}$,其中 $TX(i)$ 为节点 i 在一轮仿真实验时间内发出的报文总数, $RX(j,i)$ 为 $j \in J$ 在此时间内成功接收到来自于 i 的报文数量. r_d 反映了超弧的实际交付能力,在 c_{ij} 一定的情况下, r_d 越大,说明发出的报文被其他传输干扰冲撞的比率越少;
- (c) 平均探测次数 n :发送每个数据报文所需要的平均探测轮数, $n \leq \text{RetryLimit}$, RetryLimit 为最大探测次数;
- (d) 平均接入时间 δ_{access} :从 MAC 队列中取出一个待发送数据报文到将该报文发送到物理信道之间的时间差. n 和 δ_{access} 均反映了信道接入延迟,与网络负载和接入策略相关.

5.1 实验环境与参数设置

我们在 ns-2(version2.34)仿真器中实现相关的协议,主要包括 NCOR 路由协议 MORE^[2]、MAC 协议 O-BCast、xReady 以及一个 PHY 层信道差错模块,IEEE 802.11DCF 直接使用模拟器自带的 802.11Ext 模块^[21].

MORE 采用分批网络编码方法,即源节点将原始消息分割成等尺寸的批(batch,实验中尺寸为 32 个报文),并对批内报文进行混合编码并不断广播出去.中间节点接收并缓存属于同一批的编码报文,对其进行再编码并转发.目的节点解码恢复出这批原始数据后回送 ACK,源节点开始下一批数据的编码发送.由于我们关心的是底层 MAC 性能,因此不考虑编解码延迟、随机编码系数线性相关造成的信息冗余.另外注意,吞吐量 th_x 的计算只计入 batch 从源交付到目的节点的时间,忽略目的节点回送 ACK 的时间,因为 ACK 的回送使用单播 MAC,不在本文讨论范畴.

O-BCast 和 xReady 在 802.11Ext 模块基础上扩展实现,二者使用相同的探测机制但依据不同的接入控制策略.其中,O-BCast 中嵌入超弧性能统计和阈值计算两个子模块.统计模块的初始测量持续时间 4s,估计窗口 $H=50$,ORTS 帧尺寸填充到 200 字节,以提高对超弧数据帧交付能力的测量准确度;数据传输过程中的 ORTS 尺

寸为 46 字节,阈值计算子模块则调用 MATLAB 工具求解公式(10)、得到阈值 θ 和 θ_0 .

此外,为了模拟有损无线通信,物理层插入一个差错模块,每条点到点无线链路传输的数据帧按照一定概率 $(1-c_{ij})$ 均匀随机出错.其他的物理层参数依据 802.11a BPSK 模式,具体见表 1.

Table 1 MAC/PHY parameters

表 1 MAC/PHY 参数

参数	值	参数	值
Basic rate	6 Mbps	SIFS time	16 μ s
Carrier sensing threshold	-82 dBm	DIFS time	34 μ s
Propagation model	TwoRayGround	CW _{min}	15
ORTS frame size	46 bytes	RetryLimit	7
OCTS frame size	20 bytes	aSlotTime	9 μ s
MaxPropagation delay	1 μ s	c_{ij}	0.6

实验在 1000m×1000m 的区域中建立 3 种拓扑:无背景业务的简单拓扑 TA、有背景业务的简单拓扑 TB 和网络拓扑 TC,分别对应图 5(a)~图 5(c).节点之间有直接连线表示二者在相互通信范围内.TA 分为两个中间节点{a,c}和 3 个中间节点{a,b,c}两种情况;TB 中背景业务 i,j 的放置在距离节点 b 正右方 150m 或 300m 处,其中:距离 150m 时, i 能够听到主业务的控制帧;而 300m 则超出传输范围而听不到控制帧.

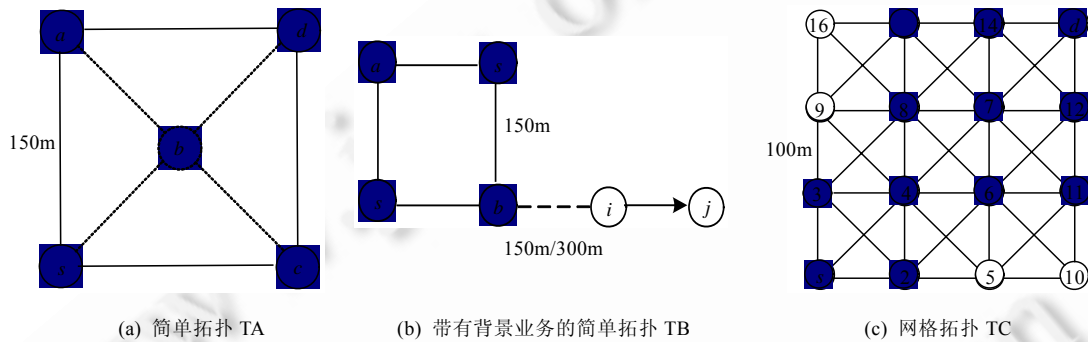


Fig.5 Topologies for simulation

图 5 仿真实验的网络拓扑

每种拓扑中均建立 s 到 d 的单播会话,源节点 s 使用 CBR(constant bit rate)模型发送报文,传输层选用 UDP 协议,路由层选用 MORE 协议,MAC 层则分别使用 3 种不同的广播信道接入协议以做比较.若无其他说明,每轮实验持续时间 40s,报文尺寸 $m=2KB$,传输质量 $c_{ij}=0.6$.

5.2 结果和讨论

(1) 假设验证

实验首先在拓扑 TC 中验证第 2 节假设:随机序列 $\{P_{ij}(t), t=1,2,\dots\}$ 服从一致分布,其中, t 表示探测时隙.设置 CBR 业务流的报文间隔 $I_s=4ms$,报文尺寸为 1KB.实验重复 100 次,每次运行 20s,最后统计各时隙 P_{ij} 的分布.由于实验中各点到点链路同质(即 c_{ij} 相同),根据公式(2)有 $P_{ij}(t)=1-(1-c_{ij})^{L'}$,其中, L' 表示处于可用状态的 CNH 节点数量.因此, P_{ij} 与 L' 一一对应,共 $|J|+1$ 种取值.图 6 描绘超弧 $s \rightarrow \{v_2, v_3, v_4\}$ 的 $P_{ij}(t)$ 在不同探测时隙的累积分布函数 CDF(清晰起见,只显示部分时隙结果).从中可见, P_{ij} 在各时隙的概率分布基本一致.网络中其他超弧也有类似的结果.

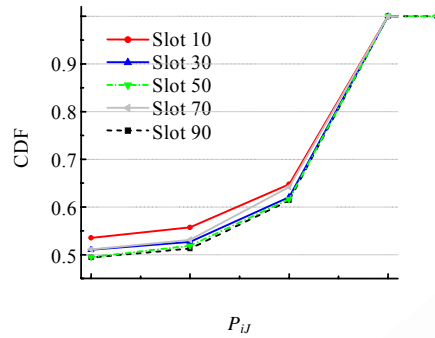


Fig.6 The distribution of hyperarc's delivery ability
图6 超弧交付能力的累积分布

(2) 网络负载的影响

实验在 TA 中观察端到端吞吐随网络负载的变化情况,网络负载通过改变 CBR 报文发送间隔 I_s 来调节.图 7(a)和图 7(b)分别描绘中间节点为 $\{a,c\}$ 和 $\{a,b,c\}$ 两种场景下 O-Bcast,xReady 和 CSMA 所支持的端到端吞吐.表 2 给出 $I_s=3.5\text{ms}$ 时网络中各超弧的性能参数和 O-BCast 决策,表项含义依照之前陈述.观察图 7 发现,各协议的性能变化趋势相同:吞吐随源速率增大(即随 I_s 减小)逐渐上升至最优值,然后因大量拥堵和报文冲突而导致吞吐急剧下降进入过饱和阶段.若无特殊说明,以下讨论主要关注更具实际意义的适度负载阶段,例如图 7(a)中 $I_s=3\sim 5\text{ms}$ 阶段.在两个中间节点 $\{a,c\}$ 场景中,O-BCast 和 xReady($x=1$)相对 CSMA 吞吐都有显著提升,分别提高 84%和 72%,如图 7(a)所示.这是因为前两者的控制帧握手机制有效减轻了节点 d 处的报文碰撞现象.例如,表 2 显示,超弧 $a\rightarrow d$ 和 $c\rightarrow d$ 在 CSMA 机制下平均交付能力 $E[P]$ 只有大致 0.1 和 0.2,而经过状态探测,实际的交付率 r_d 提高到 0.6,几乎完全避免了冲撞(因为 $c_{ij}=0.6$).而 O-BCast 进一步优于 xReady($x=1$),是因为超弧 $s\rightarrow\{a,c\}$ 的 O-BCast 发现平均交付能力足够好,即 $E[mP]\geq\theta_0$,因此做出决策 $N^*=0$.与 xReady 相比,该决策在保证较优平均交付能力的前提下节省了探测时间,因此端到端吞吐有进一步的提高.

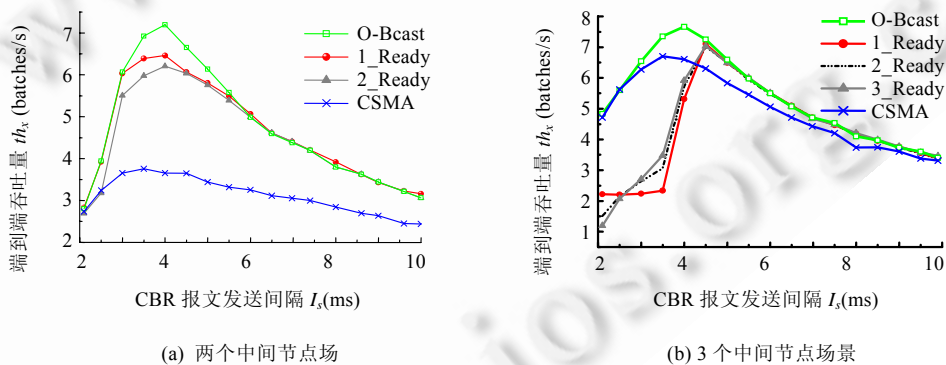


Fig.7 Throughput varies with the sending rate of CBR traffic
图7 吞吐随 CBR 发送速率 I_s 变化

当增加一个中间节点后(TA 场景 2),O-BCast 和 xReady 的性能优势会有所下降,但 O-BCast 仍明显优于其他接入方法,如图 7(b)所示.优势下降一方面因为该场景中 CSMA 的性能有大幅提升:节点 b 处于非常有利的位 置,它的 CSMA 能够较好地感知节点 a,c 的媒体状态,使得发出的报文很少遭受碰撞.例如, $I_s=3.5\text{ms}$ 时,超弧 $b\rightarrow d$ 的交付能力接近 0.6,见表 2.另一方面,超弧 $s\rightarrow\{a,b,c\}$ 中 CNH 节点增多使得探测成本开销增大.而 O-BCast 在这种状况下让更多的超弧使用 CSMA 方法(即 $N^*=0$),见表 2.相反地,xReady 在所有条件下一直探测,会导致高负载

阶段由于控制帧数量过多而性能严重恶化.以上两个场景中的结果显示,O-BCast 能够根据网络负载和超弧的信道条件做出最优的接入决策.

Table 2 O-BCast parameters and decisions

表 2 O-BCast 参数与决策

Hyperarc	r_d	n	$E[P]$	θ_v/m	θ/m	N^*
TA 中间节点为 $\{a,c\}, I_s=3.5\text{ms}$						
$s \rightarrow \{a,c\}$	0.60	0	0.774	0.757	0.457	0
$a \rightarrow d$	0.59	3.17	0.199	0.457	0.353	$\text{Min}\{n \geq 1, P_n > \theta\}$
$c \rightarrow d$	0.60	2.09	0.111	0.290	0.236	$\text{Min}\{n \geq 1, P_n > \theta\}$
TA 中间节点为 $\{a,b,c\}, I_s=3.5\text{ms}$						
$s \rightarrow \{a,b,c\}$	0.576	0	0.785	0.755	0.358	0
$a \rightarrow d$	0.579	2.61	0.058	0.085	0.032	$\text{Min}\{n \geq 1, P_n > \theta\}$
$c \rightarrow d$	0.577	2.06	0.221	0.294	0.111	$\text{Min}\{n \geq 1, P_n > \theta\}$
$b \rightarrow d$	0.597	0	0.595	0.530	0.303	0

(3) 报文尺寸和链路质量的影响

实验使用 TA 两个中间节点场景评价报文尺寸和链路质量对信道接入控制协议性能的影响.图 8 显示,数据报文尺寸从 1KB 增长到 3KB 时,O-BCast 相对 CSMA 吞吐增益从 35%提高~90%.图 9 显示,O-BCast 吞吐增益随着链路质量的提高而下降.例如,当 c_{ij} 从 0.2 提升至 0.8 时,增益从 130%下降到 50%.这两个结果及原因分别与第 3 节图 3(b)和图 3(d)的分析一致.

(4) 背景业务的影响

实验在拓扑 TB 中考察不同背景业务下不同接入控制协议的表现.图 10 显示:当距离 150m 时,O-BCast 相对 CSMA 的吞吐增益最为明显,高达 2 倍;当距离较远(300m)和无背景业务(距离无穷大)时,吞吐量增益分别为 60%和 84%.其中,距离 150m 时增益突出,是因为背景节点 i 位于 b 的传输范围内,能够听到控制帧并设置 NAV,从而保证主业务的状态探测是有效的.亦即,节点 b,d 的状态在探测期间和数据接收期间保持一致.相反的,当距离 300m 时增益效果最差,其原因是 i 听不到控制帧,导致探测结果不能反映数据传输能力.可见,O-BCast 的优势与探测的有效性直接相关.

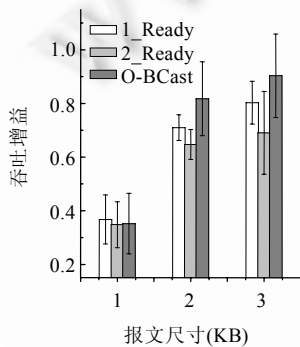


Fig.8 Throughput gain with different packet size

图 8 不同报文尺寸下的吞吐量增益

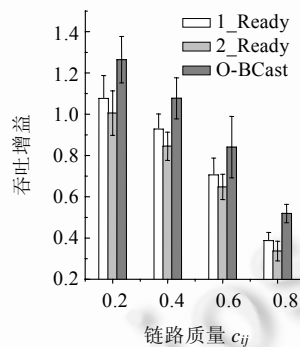


Fig.9 Throughput gain with different link quality

图 9 不同链路质量下的吞吐量增益

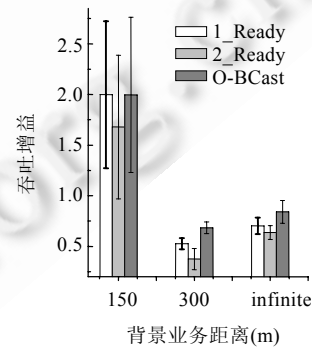


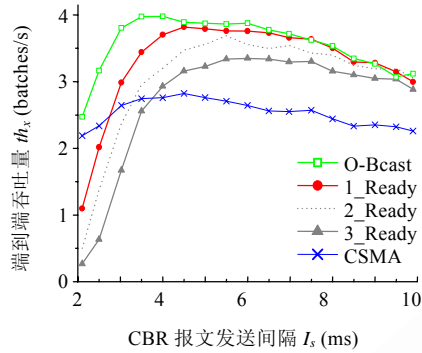
Fig.10 Throughput gain under different background traffic

图 10 不同背景业务下的吞吐量增益

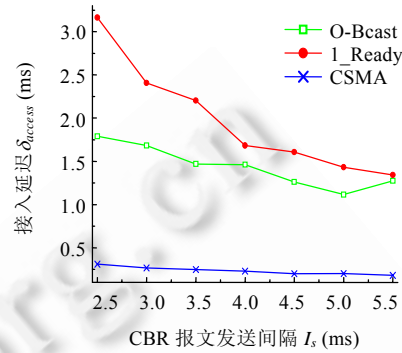
(5) 一般多跳网络中的性能

实验最后考察 O-BCast 在一般多跳网络 TC 中的表现.在此拓扑中,所有实心节点都被选择参与编码转发,报文至少经过 3 跳转发到达目的节点,超弧的 CNH 数目为 2~3 个,报文尺寸设置为 1KB.图 11(a)描绘了不同接

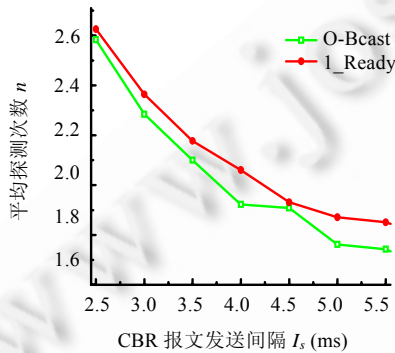
入协议的端到端吞吐量随网络负载的变化,从中看到,O-BCast 仍提供最优的端到端吞吐量,相对 CSMA 提高 30%~50%.该结果介于 TA 的两个场景结果之间,因为一方面,与 TA 的两个中间节点场景相比,TC 中超弧 CNH 数目增多导致探测开销增大,从而增益有所下降;另一方面,TC 较为稠密,CSMA 的隐藏终端现象严重,而 O-BCast 能适应性地为每个超弧选择合适的接入策略,因此相比 TA 的 3 个中间场景有所提高.例如, $I_s < 5\text{ms}$ 时,超弧 s, v_{11}, v_{15} (用发送端节点表示其所在的超弧)决策为 $N^* = 0$,其余决策均为 $N^* \geq 1$.



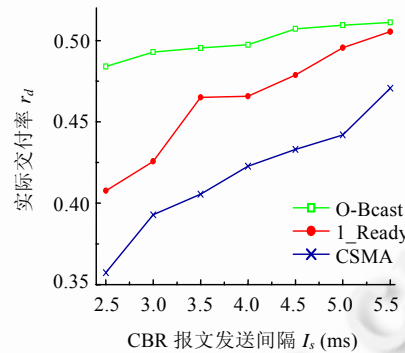
(a) 吞吐量随 CBR 速率变化



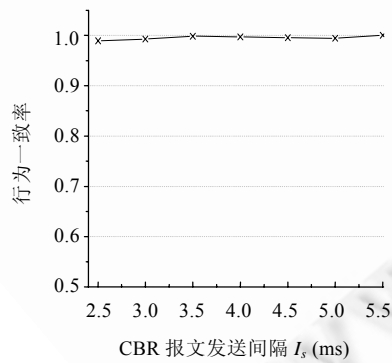
(b) 接入延迟随 CBR 速率变化



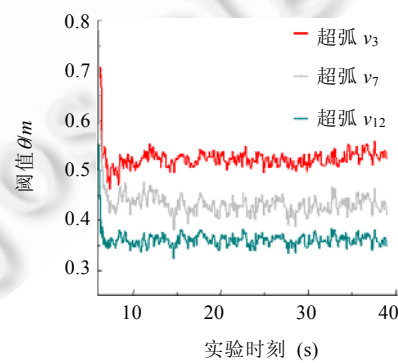
(c) 探测次数随 CBR 速率变化



(d) 实际交付率随 CBR 速率变化



(e) O-BCast 与 1_Ready 行为一致率



(f) 实验各时刻的阈值 θ_m

Fig.11 O-BCast performance in topology TC

图 11 网络拓扑 TC 中的协议性能

下面考察 O-BCast 的其他性能度量,图 11(b)~图 11(d)依次描绘超弧的平均接入延迟(δ_{access})、平均接入次数(n)和实际交付率(r_d)。观察发现,O-BCast 平均探测次数小于 3 次,且能够在接入延迟和实际交付率之间做出良好的权衡。例如,O-BCast 的接入延迟位于 $xReady(x=1)$ 和 CSMA 之间,而实际交付率相比后二者分别提高 6% 和 14%。尤其在高负载时,部分超弧的 O-BCast 选择 $N^*=0$,不仅改善了平均接入次数和接入延迟,而且进一步减少了不必要的探测引发的报文冲撞现象,因此吞吐量增益显著。

实验另外发现,对于所有决策为 $N^* \geq 1$ 的 O-BCast,其行为几乎与 $xReady(x=1)$ 一致,如图 11(e)所示。其原因是,在基于 CSMA 接入的多跳网络中,激烈的媒体竞争使得探测等待时间 w 与 T_{data} 相当。根据第 3 节图 3(b)的分析,在探测成本较大的情况下,O-BCast 只要发现至少有一个接收节点可用时就立即发送数据帧。作为验证,图 11(f)描绘了在 $I_s=3.5ms$ 的一次实验中部分超弧的阈值 θ_m ,从上至下依次对应超弧 v_3, v_7 和 v_{12} 。从图中看到, θ_m 几乎总是低于 $c_{ij}(0.6)$,这与图 3(b)的分析结果吻合。可见,在基于媒体竞争的多跳网络中,若探测不会加剧网络拥堵现象,超弧只要等待一个接收节点准备好就被调度传输对于机会路由是最佳选择。

仿真实验表明:(1) O-BCast 的局部最优策略能够获得良好的端到端性能;(2) 在多跳网络中,O-BCast 对网络负载和超弧的信道条件有良好的适应性;(3) 在报文尺寸较大、丢包率较高、节点的状态能有效探测时,O-BCast 的优势明显;(4) 在多跳网络中,若 CSMA 机制能较好预测接收端的信道状况或网络负载非常高,则不需进一步探测;否则,等待至少一个 CNH 节点可用然后发出数据帧,对于机会广播是最佳选择。

6 结束语

本文研究了面向编码机会路由的广播信道接入控制问题,并运用最优停止理论在接入延迟和信道交付能力之间获得良好的权衡。所提出的接入控制策略具有简单的阈值形式,能够完全基于局部信息进行计算。数值结果和仿真实验分别验证了该策略能适应多跳网络中不同的负载和信道条件,显著提高单跳和端到端 NCOR 吞吐量。本文工作对 NCOR 在实际网络中的整体性能优化做出进一步补充,也为这种新型的机会广播信道接入控制协议设计提供了性能参考。未来工作会考虑引入专门的控制信道用作探测以降低探测开销,或是将节点的二元状态细化至信道的信噪比状况以提高探测的精度。此外,将本文的工作扩展到多无线电多信道 Mesh 网络中,也是颇具挑战性的课题。

References:

- [1] Aguayo D, Bicket J, Biswas S, Judd G, Morris R. Link-Level measurements from an 802.11b mesh network. ACM SIGCOMM Computer Communication Review, 2004,34(4):121-132. [doi: 10.1145/1030194.1015482]
- [2] Chachulski S, Jennings M, Katti S, Katabi D. Trading structure for randomness in wireless opportunistic routing. ACM SIGCOMM Computer Communication Review, 2007,37(4):169-180. [doi: 10.1145/1282427.1282400]
- [3] Ho T, Koetter R, Medard M, Karger DR, Effros M. The benefits of coding over routing in a randomized setting. In: Proc. of the IEEE ISIT. Yokohama: IEEE Press, 2003. 442. [doi: 10.1109/ISIT.2003.1228459]
- [4] Sundararajan JK, Shah D, Medard M, Jakubczak S. Network coding meets TCP: Theory and implementation. Proc. of the IEEE, 2011,99(3):490-512. [doi: 10.1109/JPROC.2010.2093850]
- [5] Lin Y, Liang B, Li B. Slideor: Online opportunistic network coding in wireless mesh networks. In: Proc. of the IEEE INFOCOM. San Diego: IEEE Computer Society Press, 2010. 1-5. [doi: 10.1109/INFOCOM.2010.5462249]
- [6] Zhang X, Li B. Optimized multipath network coding in lossy wireless networks. IEEE Journal on Selected Areas in Communications, 2009,27(5):622-634. [doi: 10.1109/JSAC.2009.090605]
- [7] Radunović B, Gkantsidis C, Key P, Rodriguez P. Toward practical opportunistic routing with intra-session network coding for mesh networks. IEEE/ACM Trans. on Networking, 2010,18(2):420-433. [doi: 10.1109/TNET.2009.2030682]
- [8] Argyriou A. Cross-Layer and cooperative opportunistic network coding in wireless ad hoc networks. IEEE Trans. on Vehicular Technology, 2010,59(2):803-812. [doi: 10.1109/TVT.2009.2035811]
- [9] Cui T, Chen L, Ho T. On distributed scheduling in wireless networks exploiting broadcast and network coding. IEEE Trans. on Communications, 2010,58(4):1223-1234. [doi: 10.1109/TCOMM.2010.04.080564]

- [10] Biswas S, Morris R. Exor: Opportunistic multi-hop routing for wireless networks. ACM SIGCOMM Computer Communication Review, 2005,35(4):133–143. [doi: 10.1145/1090191.1080108]
- [11] Larsson P. Selection diversity forwarding in a multihop packet radio network with fading channel and capture. In: Proc. of the MobiHoc. Long Beach: ACM Press, 2001. 47–54. [doi: 10.1145/509506.509517]
- [12] Jain S, Das SR. Exploiting path diversity in the link layer in wireless ad hoc networks. Ad Hoc Networks, 2008,6(5):805–825. [doi: 10.1016/j.adhoc.2007.07.002]
- [13] Rayanchu S, Mishra A, Agrawal D, Saha S, Suman B. Diagnosing wireless packet losses in 802.11: Separating collision from weak signal. In: Proc. of the INFOCOM. Phoenix: IEEE Communication Society Press, 2008. 735–743. [doi: 10.1109/INFOCOM.2008.124]
- [14] Lun DS, Ratnakar N, Médard M, Koetter R, Karger DR, Ho T, Ahmed E, Zhao F. Minimum-Cost multicast over coded packet networks. IEEE/ACM Trans. on Networking, 2006,14(SI):2608–2623. [doi: 10.1109/TIT.2006.874523]
- [15] Lun DS, Médard M, Koetter R, Effros M. On coding for reliable communication over packet networks. Physical Communication, 2008,1(1):3–20. [doi: 10.1016/j.phycom.2008.01.006]
- [16] Ferguson TS. Optimal stopping and applications 2006. 2006. <http://www.math.ucla.edu/~tom/Stopping/>
- [17] Zheng D, Ge W, Zhang J. Distributed opportunistic scheduling for ad hoc networks with random access: An optimal stopping approach. IEEE Trans. on Information Theory, 2009,55(1):205–222. [doi: 10.1109/TIT.2008.2008137]
- [18] Salonidis T, Knightly EW. Modeling per-flow throughput and capturing starvation in CSMA multi-hop wireless networks. IEEE/ACM Trans. on Networking, 2008,16(4):864–877. [doi: 10.1109/tnet.2007.902687]
- [19] Wireless lan medium access control (MAC) and physical layer (PHY) specifications. IEEE Std.802.11. 2007.
- [20] Kim KH, Shin KG. On accurate measurement of link quality in multi-hop wireless mesh networks. In: Proc. of the MobiCom. Los Angeles: ACM Press, 2006. 38–49. [doi: 10.1145/1161089.1161095]
- [21] Chen Q, Schmidt-Eisenlohr F, Jiang D, Torrent-Moreno M, Delgrossi L, Hartenstein H. Overhaul of IEEE 802.11 modeling and simulation in ns-2. In: Proc. of the MSWiM 2007. Chania: ACM Press, 2007. 159–168. [doi: 10.1145/1298126.1298155]
- [22] Tian K, Zhang BX, Ma J, Yao Z. Opportunistic routing protocols for wireless multihop networks. Journal of Software, 2010, 21(10):2542–2553 (in Chinese with English abstract). <http://www.jos.org.cn/1000-9825/3740.htm> [doi: 10.3724/SP.J.1001.2010.03740]

附中文参考文献:

- [22] 田克,张宝贤,马建,姚郑.无线多跳网络中的机会路由.软件学报,2010,10(21):2542–2553. <http://www.jos.org.cn/1000-9825/3740.htm>

附录:命题 1 的证明

证明所使用的定理均来自文献[16].记 R_0 为直接发送(即不进行任何探测)时的超弧 AER, $R_{\geq 1}^*(\lambda)$ 为至少一轮探测后的最优 AER,则超弧 AER 的最优值 $R^* = \sup\{E[mP_N]/E[T_N]\}$ 可写为

$$R^* = \max\{R_0, R_{\geq 1}^*\} \quad (13)$$

$$R_0 = E[mP/T_0] = (m/(w+T_{data}))E[P] \quad (14)$$

$$R_{\geq 1}^* = \sup\{E[mP_N]/E[T_N]\}, N \geq 1 \quad (15)$$

其中, R_0 根据公式(14)直接求得.下面着重求解公式(15)中的 $R_{\geq 1}^*$.为此,我们定义一个相关的报酬函数:

$$Y_n(\lambda) = mP_n - \lambda T_n, n \geq 1$$

其中, λ 为任意正实数.令

$$V^*(\lambda) = \sup_{N \in \mathcal{C}} E[Y_N] = \sup_{N \in \mathcal{C}} E[mP_N - \lambda T_N], N \geq 1 \quad (16)$$

根据文献[16]定理 1,问题(15)和问题(16)存在如下关系:若对于某个 λ 满足 $V^*(\lambda)=0$,则 $R_{\geq 1}^* = \lambda$.且,若 $V^*(\lambda)=0$ 在 N^* 处取得,则 $R_{\geq 1}^*$ 也在 N^* 处取得.

因此,我们通过求解一般的停时问题 $V^*(\lambda)$ 获得原始问题(15)的解.

第 1 步,证明 $V^*(\lambda)$ 的最优停时存在.根据文献[16]中第 3 节的定理 1,只要满足如下两个条件,则最优停时

存在:

C1: $E\{\sup_n Y_n(\lambda)\} < \infty$;

C2: $\limsup_{n \rightarrow \infty} Y_n(\lambda) \leq Y_\infty$, a.s.

显然, $\limsup_{n \rightarrow \infty} Y_n(\lambda) = -\infty$, 满足条件(C2). 接着考察条件(C1):

$$\begin{aligned}
 E[\sup_n Y_n(\lambda)] &= E\left[\sup_n \left\{ mp_n - \lambda \left[\sum_{l=1}^n (K_l + T_{probe}) + T_{data} \right] \right\}\right] \\
 &= E\left[\sup_n \left\{ mp_n - n\lambda T_{probe} + \lambda \sum_{l=1}^n ((w - \varepsilon) - K_l) - (w - \varepsilon) \right\} + \lambda T_{data}\right] \\
 &= E\left[\sup \left\{ mp_n - n\lambda(T_{probe} + (w - \varepsilon)) + \lambda \sum_{l=1}^n ((w - \varepsilon) - K_l) \right\} + \lambda T_{data}\right] \\
 &\stackrel{\because \sup(fx+fy) \leq \sup fx + \sup fy}{\leq} E\left[\sup \left\{ mp_n - n\lambda(T_{probe} + (w - \varepsilon)) \right\} + \sup \left\{ \lambda \sum_{l=1}^n ((w - \varepsilon) - K_l) \right\} + \lambda T_{data}\right] \\
 &= E[\sup \{ mp_n - n\lambda(T_{probe} + (w - \varepsilon)) \}] + E\left[\sup \left\{ \lambda \sum_{l=1}^n ((w - \varepsilon) - K_l) \right\}\right] + \lambda T_{data}
 \end{aligned} \tag{17}$$

其中, $w = E[K]$, ε 为 $(0, w)$ 之间任意实数. 根据文献[16]第 4 节定理 1, 第 1 项是有限的; 根据第 4 节定理 2, 第 2 项为均值小于 0 的随机序列的和, 也是有限的, 因此条件(C1)成立. 综上, 条件(C1)、条件(C2)同时满足, 从而最优停时 $N^*(\lambda)$ 存在.

第 2 步, 求解 $N^*(\lambda)$ 和 N^* . 根据文献[16]第 1 节 Remark 2, 对报酬函数 $Y_n(\lambda)$ 中的随机变量 K_l 使用均值替换, 得到

$$\begin{aligned}
 Y_n(\lambda) &= mp_n - \lambda \left[\sum_{l=1}^n (T_{probe} + K_l) + T_{data} \right] \\
 &= mp_n - \lambda T_{data} - n\lambda(T_{probe} + w)
 \end{aligned} \tag{18}$$

类比文献[16]第 4 节中 $Y_n = X_n - nc$ 的求解, 问题(16)的停止规则为

$$N^*(\lambda) = \min \{ n \geq 1 : mp_n - \lambda T_{data} \geq V^*(\lambda) \} \tag{19}$$

其中, $V^*(\lambda) = \sup_N E[Y_N]$ 是如下方程的解

$$E[mp - \lambda T_{data} - V^*(\lambda)]^+ = \lambda(T_{probe} + w) \tag{20}$$

令 $V^*(\lambda) = 0$, 上式变为

$$E[mp - \lambda T_{data}]^+ = \lambda(T_{probe} + w) \tag{21}$$

等式左边是 λ 的连续减函数, 右边是 λ 的连续增函数, 存在唯一解 λ^* . 根据问题(15)和问题(16)的关系, 有 $R_{\geq 1}^* = \lambda^*$, 且对应的停止规则为

$$N^*(\lambda^*) = \min \{ n \geq 1 : mp_n \geq \lambda^* T_{data} \} \tag{22}$$

综合公式(13)、公式(14)、公式(22), 得到命题 1 的结论. □



蔡顺(1982—), 女, 江苏宿迁人, 博士生, 主要研究领域为网络编码, 无线 Mesh 网络.



董永强(1973—), 男, 博士, 副研究员, 主要研究领域为网络资源分配, 移动网络计算.



张三峰(1979—), 男, 博士, 讲师, CCF 会员, 主要研究领域为信任管理, 无线 Mesh 网络.



吴国新(1956—), 男, 教授, 博士生导师, 主要研究领域为对等/自组织网络, 可信计算与分布式系统.