

流间编码与流内编码相结合的机会路由算法

韩 莉^{1,2} 钱焕延²

(安徽大学计算机科学与技术学院 合肥 230039)¹ (南京理工大学计算机科学与技术学院 南京 210094)²

摘 要 文中提出了一个无线 Mesh 网络上的、结合流内和流间网络编码的 MWS 优化结构。在该优化结构中,编码分组的虚队列长度,即“信用度”积压,由信用度分配算法决定,节点根据信用度积压对编码方式进行选择,旨在各个流之间均衡分配资源,实现网络效用的最大化。同时,给出了该优化结构对偶算法的启发式实现 MiiCode,该算法不使用确定路径,具有更大的灵活性,也有利于获得更多的流间编码机会。流内网络编码具有的良好本地补偿特性减少了源节点发送补偿分组的数量,降低了网络的整体开销。最后,在 OMNET++ 仿真实验中将 MiiCode 与基于确定路由的 COPE 和 LOR 进行了比较。

关键词 流内网络编码,流间网络编码,网络效用最大化,机会路由,无线 Mesh 网络,最大权值调度

中图分类号 TP393 **文献标识码** A **DOI** 10.11896/j.issn.1002-137X.2018.05.012

Opportunistic Routing Algorithm Combining Intra-session Coding and Inter-session Coding in Wireless Network

HAN Li^{1,2} QIAN Huan-yan²

(School of Computer Science and Technology, Anhui University, Hefei 230039, China)¹

(School of Computer Science & Technology, Nanjing University of Science & Technology, Nanjing 210094, China)²

Abstract This paper proposed a maximum weight scheduling framework in wireless mesh network. In the framework, the virtual queues of coding packets (named “credit queue”) are updated according to a credit assignment algorithm. A node chooses the way of encoding according to its credit queues to achieve network utility maximization and fair resource allocation between flows. A heuristic algorithm MiiCode was given. In this algorithm, no deterministic routing is needed, which makes it more flexible and helpful for finding more chances for inter-session coding. Intra-session’s capacity of local reparation decreases the number of packets retransmitted from source nodes, and the total cost of the network is decreased. This paper compared MiiCode with COPE and LOR based on routing in simulation results of OMNET++.

Keywords Intra-session network coding, Inter-session network coding, Network utility maximization, Opportunistic routing, Wireless Mesh network, Maximum weight scheduling

1 前言

流间网络编码(Inter-session Network Coding, XNC)和机会路由都是利用无线信道的广播特性来提高网络传输的效率,将两者结合可同时获得机会传输和编码增益两方面好处^[1-2]。Kattie 等^[3]在 20 个节点的无线 Mesh 网络实验床上实现了 COPE 协议。COPE 协议使用了一种贪心广播算法,用 XNC 实现分组联合,获得了比路由算法更少的传输次数。Le 等^[4]扩展了 COPE 协议的两跳应用场景,提出了无线 Mesh 网络上的编码感知路由(Distributed Coding-Aware Routing, DCAR)算法。

流内网络编码(Intra-session Network Coding, INC)具有良好的本地补偿和前向纠错能力,并且可以简化机会路由中

的流量分配与路由调度。Chachulski 等^[5]首先实现了将机会路由和 INC 相结合的 MORE 协议,解决了中继节点发送数据时的协作问题。Choumas 改进了 MORE 的多播协议,并将其应用于两跳无线 Mesh 网络上的流媒体传输^[6]。田贤忠等^[7]提出利用 INCS(Improved Inter-flow Network Coding Scheme)策略构建编码感知固定路由,并在该路由的基础上提出了应用流内网络编码的局部机会路由方法(Local Opportunistic Routing, LOR)。但是,以上算法均没有将编码与优化目标相结合。

本文主要针对任意时刻都连通的无线 Mesh 网络上的、允许一定丢失的、要求延迟较小的应用,提出了一个结合 INC 与 XNC 的 MWS(Maximum Weight Scheduling)优化结构^[8]。MWS 基于队列长度的优化问题,将最大队列积压作为流调

到稿日期:2017-04-14 返修日期:2017-06-07 本文受安徽省自然科学基金(1408085MF122),安徽省高校自然科学研究重点项目(KJ2016A041)资助。

韩 莉(1975—),女,博士,讲师,主要研究方向为计算机网络技术及应用,E-mail:Hanli98@ahu.edu.cn(通信作者);钱焕延(1950—),男,教授,主要研究方向为计算机网络技术及应用。

度的依据,旨在满足网络稳定性的条件下,达到效用的最大化。Eryilmaz 首先提出了在广播网络上的 MWS 优化结构,以虚拟队列积压指导流量分配,从而实现流量的均衡分配^[8]。Radunovic 扩展了该优化结构,提出了一个无线多跳网络上的、基于流内网络编码的多路径路由^[9]。Li 等^[10]提出了一个 MAC 层的 MWS 结构,优化目标为最大化无线节点的生存时间。Seferoglu 等^[11]构造了一个结合 INC 和 XNC 的 MWS 优化结构,在确定路径的基础上,根据链路丢失率对虚拟队列进行更新,以虚拟队列积压选择编码的方式,给出了 I2NCR-stae 和 I2NCR-staeless 两种实现。

本文的主要工作包括:1) 提出一个结合 INC 与 XNC 的 MWS 优化结构,旨在各个流之间均衡分配资源,以降低网络的整体开销;2) 给出该算法的启发式实现,即 MiiCode 协议,该协议位于 IP 层和 MAC 层之间,能提供准可靠的传输,且不使用确定路径,更适用于动态变化的无线网络;3) 通过仿真实验,从速率、重传开销、效用 3 个方面对本协议、COPE 协议和 LOR 协议^[7]进行了分析比较。

2 流间编码与流内编码

2.1 随机线性网络编码

本文使用的流内网络编码属于随机线性网络编码^[5]。随机线性编码的运算一般定义在 Galois 有限域 $GF(2^8)$ 上。

在源节点上,发送数据被分割为长度为 k 字节的块,每 n 个块 b_1, b_2, \dots, b_n 组成一个“编码组”。在 $GF(2^8)$ 域中独立地选择一组随机编码系数 c_1, c_2, \dots, c_n , 生成 k 字节的编码块 χ , 即:

$$\chi = \sum_{i=1}^n c_i b_i$$

编码块 χ 与 b_1, b_2, \dots, b_n 也属于同一“编码组”。

节点接收到 n 个线性无关的编码块 $\chi_1, \chi_2, \dots, \chi_n$ 时,就可以完成解码了。令 $\chi = [\chi_1, \chi_2, \dots, \chi_n]$, 根据 χ_j 中块 b_i 的系数 c_{ji} , 构造一个 $n \times n$ 阶系数矩阵 C , 然后利用如下运算解出原始数据 $b, b = \{b_1, b_2, \dots, b_n\}$:

$$b = C^{-1} \chi^T$$

来自于同一个“编码组”的编码块的线性组合依然是原始数据块的线性组合,即 $\chi' = \sum_j r_j \chi_j = \sum_i b_i (\sum_j r_j c_{ji})$ 依然是原始数据 $\{b_1, b_2, \dots, b_n\}$ 的线性组合,系数向量为 $\{\sum_j r_j c_{ji}\}_i$ 。

2.2 流间网络编码

流间网络编码通过在共享链路上对多个流的数据进行组合来提高网络性能。图 1 给出的 Alice-Bob 网络描述了 XNC 的基本思想。如图 1(a) 所示, Alice 和 Bob 希望通过路由器 R 交换一对分组, 在传统的路由网络中, Alice 和 Bob 首先将分组传输给路由器 R, 再由 R 分别转发给 Alice 和 Bob, 共需要 4 次传输。如图 1(b) 所示, 如果允许 R 进行网络编码, 则 R 在接收到 Alice 和 Bob 的报文后, 对其进行 XOR 运算, 产生新的分组并广播。Alice 和 Bob 根据接收分组和原有分组解码出新的分组, 仅需要 3 次传输, 减少了 1 次传输, 提高了网络的吞吐量。

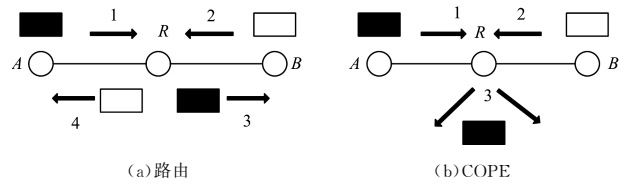


图 1 Alice-Bob 网络中使用 XNC 提高吞吐量的示例

Fig. 1 Example of increased throughput by using XNC in Alice-Bob networks

3 优化结构

3.1 MAC 特性及流调度

定义 N 为网络上的节点集合, L 为点到点链路 (i, j) 及超边 (i, J) 的集合, 其中 $i \in N, J \subset N$ 。

信道状态向量 S 是取值于有限域上 \underline{S} 的独立同分布变量。

速率向量 $R \in \underline{R}$, 其中 \underline{R} 是物理层允许发送速率 $R_i, i \in N$ 的集合。定义 $\hat{\eta}$ 是速率 R_i 的上界。

定义 C 为网络上端到端的单播流集合, 其中每个流 $c \in C$ 有一个源节点 s_c 和一个目的节点 t_c 。

定义 O 为编码 o 的集合, $o = \{c_1, c_2, \dots, c_n\}$ 。 $P_o = P_{c_1} \oplus P_{c_2} \oplus \dots \oplus P_{c_n}$ 表示通过 XOR 运算将 INC 分组 $P_{c_1}, P_{c_2}, \dots, P_{c_n}$ 组合为 XNC 分组 P_o 。当 $|o|=1$ 时, P_o 退化为 INC 分组。

定义流调度配置矩阵 $A, A_{i,o}=1$ 表示节点 i 转发编码 o 的数据, $A_{i,o}=0$ 表示节点 i 不转发 o 的数据。如果对于所有 $i \in N$, 仅有一个 $o \in O$ 使得 $A_{i,o}=1$, 则称流调度配置 A 是合法的。令 \underline{A} 表示所有合法的流调度配置矩阵的集合。

假定信道状态 S 、路由 A 、速率分配 R 均取值于一个有限状态空间, 则联合配置 (S, A, R) 具有一个时间平均概率, 将其定义为 $\alpha_{S,A,R}$, 其中 $\alpha_{S,A,R} \geq 0, \sum_{S,A,R} \alpha_{S,A,R} \leq 1$ 。

3.2 信用度

我们借鉴文献^[5]中“信用度”的概念。信用度表示的是一种传输意向, 而非真正的分组传输。节点根据本地的信用度积压决定是否传输编码 o 的数据。

定义 $q_i^c(t)$ 为节点 i 上流 c 的信用度队列长度。当 $i \neq d_c$ 时, 设置 q_i^c 的初值为 M, M 值的定义如式(14)所示。 $q_i^c(t)$ 始终为 0。

在每条边 $\langle i, j \rangle$ 上, 为 o 定义一个信用度积压 $w_{ij}^o(t)$, $w_{ij}^o(t)$ 表示允许节点 i 发送给节点 j 的编码 o 的分组个数。当节点 i 经由编码 o 为邻居节点 j 分配一个流 c 的信用度时, $q_i^c(t)$ 减 1, $q_j^c(t)$ 加 1, $w_{ij}^o(t)$ 加 1。节点 i 每给 j 发送一个编码 o 的分组, $w_{ij}^o(t)$ 便减 1。

3.3 可行速率集合

假定系统将时间划分为若干个时隙, 在每个时隙 t 上, 媒体接入协议将分配活动链路状态 $S(t)$ 、流调度配置矩阵 $A(t)$ 和传输速率 $R(t)$ 。

为每个流 c 分配一个端到端的速率 f_c , 记速率向量 $f = (f_c)_{c \in C}$ 。将满足如下 3 个条件的速率向量称为合法的速率向量:

$$\sum_j \sum_{o \in Q} f_{ji}^{o,c} + f_c l_{i=s_c} = \sum_j \sum_{o \in Q} f_{ij}^{o,c} \quad (1)$$

$$\sum_{c \in o} f_{ji}^{o,c} \leq x_{ij}^o \quad (2)$$

$$x_{ij}^o \leq \sum_{S,R,A} \alpha_{S,R,A} A_{i,o} R_{ij}(S,R) \quad (3)$$

其中,当 $i=s_c$ 时, $l_{i=s_c}=1$, 否则 $l_{i=s_c}=0$ 。 $f_{ji}^{o,c}$ 表示节点 j 从 i 获取的、经由编码 o 传输的流 c 的信用度。为简便,当 $c \notin o$ 或 $(i,j) \notin L$ 时,记 $f_{ji}^{o,c}=0$ 。 x_{ij}^o 为从节点 i 发送到 j 的编码 o 的分组数;由于节点 j 每次从编码 o 中最多解码出一个流 c 的分组,因此式(2)成立。由式(3)可以看出, $\{x_{ij}^o\} \subseteq \text{Hull}(\{R_{ij}(S,R)\}_{(i,j) \in L})$ 。

3.4 效用最大化

将网络的优化问题描述为:

$$\max_c \sum U_c(f_c), f_c \in \underline{F} \quad (4)$$

其中, \underline{F} 为满足式(1)–式(3)的端到端速率向量 f 的集合。不同的优化函数表示不同的优化目标。本文取 $U_c(f_c) = \ln(f_c)$ ^[12], 表示比例公平策略,这是一个由许多 TCP 版本实现的基于滑动窗口的现实模型,可以依据网络的拥塞反馈使端到端速率呈现加性增、乘性减的特点。

最优化问题的 KKT 条件表示为:

$$\mu_i^* (\sum_j \sum_o f_{ij}^{o,c*} - \sum_j \sum_o f_{ji}^{o,c*} - f_c^* l_{i=s_c(c)}) = 0 \quad (5)$$

$$f_c^* (U_c'(f_c^*) - \mu_i^*) = 0 \quad (6)$$

$$\lambda_{ij}^{o*} (\sum_{c \in o^*} f_{ij}^{o,c*} - x_{ij}^{o*}) = 0 \quad (7)$$

由式(3)及式(5)–式(7)得:

$$\mu_i^* - \mu_j^* - \lambda_{ij}^{o*} \leq 0 \quad (8)$$

$$(R,S) = \arg \max_{(R,S)} \sum_i \max_o \sum_j \lambda_{ij}^{o*} \cdot R_{ij} \quad (9)$$

式(8)用于流量控制,式(9)用于优化调度。

4 最优化算法

假定反馈信息和信用度的传输及时且不会丢失,本节将构造一个收敛于最优化问题(4)的优化算法。

4.1 算法的收敛性

定义节点 i 和节点 j 之间的背压为:

$$z_{ij}^o = q_i^o - q_j^o - w_{ij}^o \quad (10)$$

当 $z_{ij}^o > 0$ 时,节点 i 向节点 j 发送 M 个编码 o 关于流 c 的信用度, M 值的定义如式(14)所示。则最优调度即为下列问题的解:

$$w_i^o(t, R, S) = \sum_j w_{ij}^o \quad (11)$$

$$o_i^*(t) = \arg \max_o w_i^o \quad (12)$$

$$(R, S) = \arg \max_{R, S} \sum_i w_i^{o_i^*}(t, R, S) \quad (13)$$

式(10)–式(13)是速率和信道状态的联合调度问题。式(12)决定了时隙 t 上选择的编码方式。通过求解式(13),得到最优调度 (R, S) 。

定义 1(原始对偶拥塞控制) 在每个时隙 t 的开始,流 c 的源节点按如下方式更新 c 的流速率 $f_c(t)$:

$$f_c(t+1) = \{f_c(t) + \gamma(U_f'(f_c(t)) - q_s^c(t))\}_m^M \quad (14)$$

记号 $\{y\}_a^b$ 表示将变量 y 投射到区间 $[a, b]$ 上,当 $y < a$ 时, $\{y\}_a^b = a$, 当 $y > b$ 时, $\{y\}_a^b = b$ 。 m 是任意小的正数, $M > 2 \wedge \eta$, η 是任意链路上的最大速率。 $\gamma = 1/K^2$, 常数 $K > 0$, 用于

保证速率收敛于一个公平配置。 $q_i^c(t)$ 是流 c 在源节点上的信用度队列长度。

定理 1(算法的收敛性) 从任意向量 $f(0), q(0)$ 出发,当 $t \rightarrow \infty$ 时,速率向量 $f(t)$ 收敛于 f^* , 所有活动链路 (i, j) 的队列长度 $q_i^c(t)$ 和 $q_j^c(t)$ 有界,并收敛于影子价格 $\mu_i^*(t), \mu_j^*(t)$ 。

定理 1 证明了文中所构造的算法是最优化问题(4)的解。

4.2 算法的实际应用

式(10)–式(13)给出的优化问题是一个 NP 难题,本节将从有限编码组长度、随机调度与速率选择等方面来讨论算法在现实环境中的应用。

考虑 802.11 协议的随机接入过程, $S(t)$ 满足条件:一个节点不能同时发送和接收分组或从不同节点接收分组。假定节点总是以最大功率发送分组,且由于链路调度过程不被算法控制,则式(10)–式(13)的优化调度可简化为:

$$o_i^*(t) = \arg \max_o \sum_j w_{ij}^o \quad (15)$$

式(15)可由每个节点在本地计算得到。

5 MiiCode 的工作流程

5.1 相关术语

下面先给出所涉及的相关术语。

1) 新分组:如果一个 INC 分组与节点上已经接收的分组线性无关,则称这个分组是一个“新分组”。

2) 编码阈值 $thred$:只有当编码组中新分组的个数大于 $thred$ 时,节点才发送来自这个编码组的 INC 分组。

3) 下游节点:如果节点 i 的信用度队列 q_i^c 与其邻居节点 j 的信用度队列 q_j^c 之差大于 M ,即 $q_i^c - q_j^c > M$,则称 j 是 i 的下游节点。

4) 链路层允许发送:仅当信道空闲且 MAC 队列为空时才允许发送分组。

5.2 控制流程

出现以下几种情况时,停止发送编码组:1)目的节点完全接收当前编码组后,将当前编码组设置为下一个期望接收的编码组,并将组号向邻居节点广播。所有收到该组号的节点会立刻停止发送当前编码组,并准备向邻居节点反馈。2)当源节点上的当前编码组超时,则源节点停止发送该编码,并准备发送下一个编码组。3)作为一种优化策略,规定当节点在一个流上的所有下游节点均已完全接收当前编码组时,停止发送该编码组。

算法 1 信用度分配算法

procedure AssignCredit(&o*)

for 每一个允许的编码 $o = \{c_1, c_2, \dots, c_{|o|}\}$

begin

if 存在某个 $c_n \in o$ 和节点 i 停止发送 c_n 的当前编码组
continue;

for i 的所有邻居节点 j

if j 可以从 o 解码 c_n 的分组 and $(q_i^{c_n} - q_j^{c_n} - w_{ij}^o) \geq M$ then

$q_i^{c_n}$ 更新为 $q_i^{c_n} - M$;

$q_j^{c_n}$ 更新为 $q_j^{c_n} + M$;

w_{ij}^o 更新为 $w_{ij}^o + M - 1$;

$w_i^o = w_i^o + w_{ij}^o$;

end if

```

end for
if o 中存在无用的  $c_n$  then
     $w_i^o = 0$ ;
If  $|o| == 1$  and 新分组数  $<$  thred then
     $w_i^o = 0$ ;
end for
max = 0;
 $o^* = 0$ ;
for 每一个允许的编码  $o = \{c_1, c_2, \dots, c_{|o|}\}$ 
    if  $w_i^o >$  max then
        max =  $w_i^o$ ;
         $o^* = o$ ;
    else
        if max  $>$  0 and max ==  $w_i^o$  and  $|o^*| <$   $|o|$  then
             $o^* = o$ ;
        end if
    end for
if  $o^* \neq 0$  then
     $w_i^{o^*} = w_i^{o^*} + i$ 
     $q_i^{c_n, o^*} = q_i^{c_n, o^*} + 1, \forall c_n \in o$ 
     $w_i^{o^*} = w_i^{o^*}$ 
end if
end procedure
    
```

图 2 给出了发送数据的控制流程。当“链路层允许发送”且上一个调度周期已结束，源节点根据式(14)更新 $f_c(t)$ 。协议简单地将 $f_c(t)$ 添加到流 c 在源节点的虚拟队列长度上，即 $q_c^s(t+1) = q_c^s(t) + f_c(t+1)$ 。如果当前编码组已超时，则将发送窗口向前滑动。发送节点按算法 1 选择编码方式 o 并发送信用度。

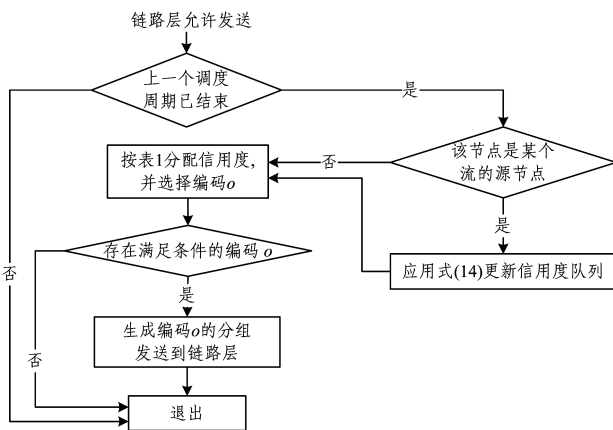


图 2 发送控制流程

Fig. 2 Control flow at sender side

图 3 给出了接收节点的控制流程。节点从链路层接收一个数据分组后，首先检查该分组是 XNC 分组还是 INC 分组。如果是 XNC 分组，则检查能否解码，如果不能解码，则丢弃该分组；如果能够解码且解码后的 INC 分组没有超时，则进行流内解码。如果中间节点在某个编码组上已经完全解码，则不再接收这个编码组的数据，并准备发送接收分组通告。如果接收节点是目的节点，且当前编码组已被完全解码，则将自己的接收窗口向前滑动，并准备发送确认信息。

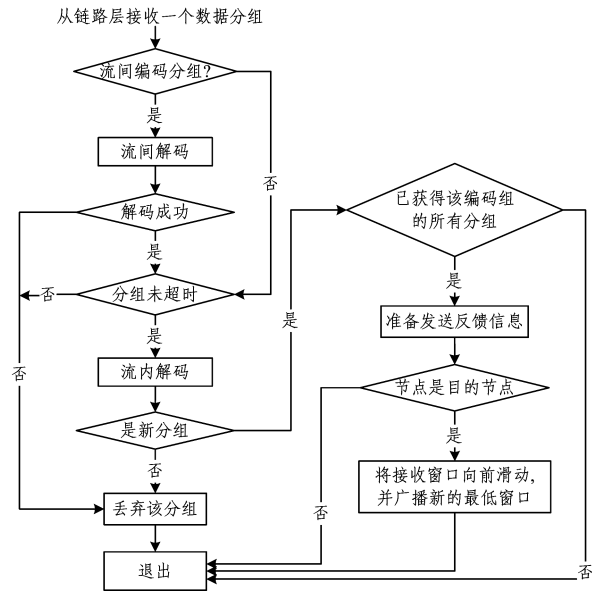


图 3 接收控制流程

Fig. 3 Control flow at receiver side

5.3 算法复杂度分析

发送节点的计算量主要集中在选择满足发送条件的编码 o 上，其中信用度的分配占据了主要部分。在信用度的分配中，节点需要为每种编码 o 在所有边上进行试分配，计算复杂度为 $O(|o| \cdot |n_e|)$ ，其中 $|o|$ 表示 o 中的流数， $|n_e|$ 表示邻边的条数。

接收端的计算量主要集中在流间编码的解码和新分组的判断上，实现复杂度为 $O(|o| \cdot l \cdot (l+k))$ ，其中 $|o|$ 表示 o 中的流数， l 是组中分组的个数， k 是每个分组的长度。

6 模拟结果与性能分析

本文使用的模拟软件是 OMNET++ 5.0b3 及开发包 Inetmanet 3.0。OMNET++ 是一款离散事件模拟软件，提供了完备的集成开发环境；Inetmanet 3.0 提供了因特网及移动 Ad-hoc 模拟环境。

图 4 给出了仿真节点的内部机构图，其中 routing 为自定义路由协议，wlan 为无线网卡模块。routing 定义了两类通信接口，一类负责从 wlan 读入和写出信息，这类信息包括数据分组和用于邻居发现的 20 字节周期性的探寻帧；另一类是用于节点之间直接通信的 fromNeighbors 接口，节点从该接口直接向邻居节点输入反馈信息。MiiCode 及其对比协议均未实现反馈分组的设计，因此网络上仅有数据分组和探寻分组竞争信道。

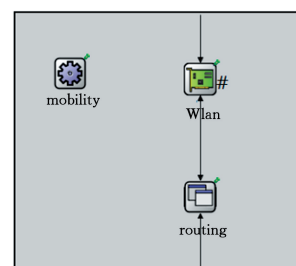


图 4 网络节点模块

Fig. 4 Network module

OMNET++仿真环境的参数配置如表 1 所列。为模拟链路丢失,节点以概率 p 丢弃分组。假定每个源节点均有大

量分组需要发送。运行时间为 40 s,为获取稳定的统计数据,前 10 s 的统计数据不计入实验结果。

表 1 仿真环境配置

Table 1 Simulation environment configuration

链路层配置		协议配置		MiiCode 参数设置	
属性	值	属性	值	属性	值
macType	802.11b	radioMedium	Ieee80211Scalar-RadioMedium	dataLen	500B
power	2 mW	snirThreshold	4 dB	blockSize	4
bitrate	2 Mbps	mobility	StationaryMobility	thred	4
sensitivity	-85 dbm			M	3
				m	0.05
				K	256
				γ	$1/K^2$

实验使用的性能指标有:1)效用 $utility$,即函数值 $\sum_c \ln(f_c)$, $utility$ 越大表明流量的均衡性越好,为方便计算, f_c 取接收节点每秒接收的有效分组数;2)平均端到端吞吐量 $rate$;3) $Total\ rate$,即网络上所有流的端到端吞吐量之和;4)重传开销 $cost$,即网络上所有节点发送分组的总数与接收节点接收的有效分组数的比率,反映了网络的整体开销;5)投递率 $ratio$,即目的节点接收到的有效分组数与源节点推送的有效分组数的比率,反映了准可靠传输算法中目的节点的接收成功率。

表 2 列出了在一个 20 个节点、平均邻居节点数为 5.7 且 $p = 0.4$ 的网络上任选 8 个流的时延中,MiiCode,LOR 和 COPE 协议的性能比较结果。可以看出,尽管 COPE 协议的整体吞吐量最大,但其效用 $utility$ 并不占优势。基于流内编码良好的本地补偿特性,MiiCode 和 LOR 的重传开销均低于 COPE,且 MiiCode 更具优势。图 5 给出了同一实验中各个流端到端吞吐量的比较,可以看出 MiiCode 和 LOR 在带宽分配的均衡性上均优于 COPE 协议。

表 2 MiiCode,LOR 和 COPE 协议的性能比较

Table 2 Comparison of performance of MiiCode,LOR and COPE

	$Total\ rate/kbps$	$cost$	$utility$
COPE	207	33.0	36.3
LOR	172	28.4	36.3
MiiCode	175	22.5	37.2

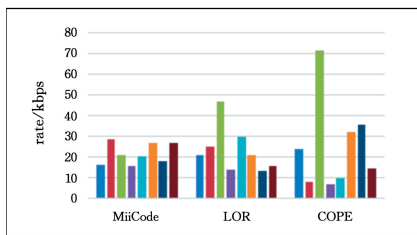


图 5 MiiCode,LOR 和 COPE 协议端到端吞吐量的比较

Fig. 5 Comparison of end-to-end throughput of MiiCode,LOR and COPE

图 6 给出了在不同稠密程度的网络上 MiiCode 与 COPE 对应特性的比率。图中的横坐标表示节点的平均邻居节点数, $p=0.2$,每次实验任选 8 个流,每个网络上进行 30 次实验。其中 MiiCode/COPE-Rate, MiiCode/COPE-Utility 及 MiiCode/COPE-Cost 曲线表示 MiiCode 实验中性能具有优势的流占总实验流数的百分比。可以看出,相对于 COPE 协议,MiiCode 协议在重传开销方面具有明显优势。在稠密网

络上,MiiCode 在重传开销、端到端的吞吐量和效用值方面均有明显优势。

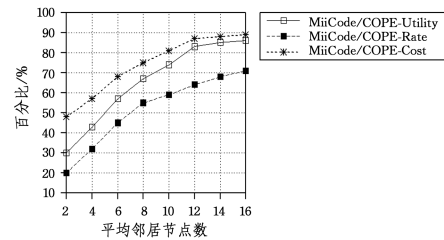


图 6 稠密程度对协议性能的影响

Fig. 6 Effect of density on protocol performance

图 7 显示了在一个给定的、平均邻居节点数约为 6 的网络上设置不同丢失率 p 时 MiiCode 协议与 COPE 协议的性能比较。从图 7(a)中可以看到,COPE 协议的平均重传开销远高于 MiiCode,且受丢失率影响较大。图 7(b)给出了两种协议的整体效用随丢失率变化的情况,其中曲线下方的标签表示 MiiCode 在该点的投递率 $ratio$ 。从图 7(b)中可以看出,MiiCode 的投递率始终处于理想状态,且当丢包率大于 0.4 后,MiiCode 可以取得比 COPE 协议更大的效用值。

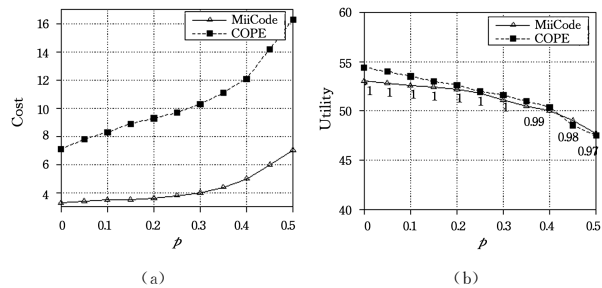


图 7 在不同丢包率下 MiiCode 与 COPE 协议的比较

Fig. 7 Comparison of MiiCode and COPE on different link packet loss rates

从实验可以看出,相对于确定路由协议,MiiCode 更能适应随机丢失率较高、节点密度较大的网络,并且能够实现带宽的公平分配。

结束语 本文提出了一个无线 Mesh 网络上的结合 INC 和 XNC 的优化结构,旨在各个流之间均衡分配资源并最大化网络的整体效用;同时给出了该优化结构对偶算法的启发式实现 MiiCode,并从速率、重传开销、效用 3 个方面将 MiiCode 与基于确定路由的 COPE 协议和 LOR 协议进行了比较。实验证明,MiiCode 更能适应随机丢失率较高、节点密度较大的网络,并且能够实现带宽的公平分配。

参考文献

- [1] KATTI S, KATABI D, HU W, et al. The importance of being opportunistic: Practical network coding for wireless environments[C]// 43rd Annual Allerton Conference on Communication, Control and Computing, 2009.
- [2] KATTI S, RAHUL H, HU W, et al. Network coding made practical: Technical Report MIT CSAIL[R]. 2006.
- [3] KATTI S, RAHUL H, HU W, et al. Xors in the air: practical wireless network coding[J]. IEEE/ACM Transactions on Networking, 2008, 16(3): 497-510.
- [4] LE J, LUI J C, et al. DCAR: Distributed Coding-Aware Routing in Wireless Networks[J]. IEEE Transactions on Mobile Computing, 2010, 9(4): 596-608.
- [5] CHACHULSKI S, JENNINGS M, KATTI S, et al. Trading structure for randomness in wireless opportunistic routing[J]. ACM Sigcomm Computer Communication Review, 2007, 37(4): 169-180.
- [6] CHOUMAS K, SYRIGOS I, KORAKIS T, et al. Video-aware Multicast Opportunistic Routing over 802.11 two-hop mesh networks[C]// Eleventh IEEE International Conference on Sensing, Communication, and Networking, IEEE, 2014: 486-494.
- [7] TIAN X Z, ZHOU Q W. An Algorithm of Wireless Routing Based on Intra-Flow and Inter-Flow Network Coding[J]. ACTA Electronica Sinica, 2013, 41(2): 396-402. (in Chinese)
田贤忠, 周前伟. 一种基于流内与流间网络编码的无线路由算法[J]. 电子学报, 2013, 41(2): 396-402.
- [8] ERYILMAZ A, SRIKANT R. Joint congestion control, routing and mac for stability and fairness in wireless networks[J]. IEEE Journal on Selected Areas in Communications, 2006, 24(8): 1514-1524.
- [9] RADUNOVIC B. An Optimization Framework for Opportunistic Multipath Routing in Wireless Mesh Networks[C]// The 27th Conference on Computer Communications (INFOCOM 2008), 2008: 2252-2260.
- [10] LI B, ERYILMAZ A, SRIKANT R. On the Universality of Age-Based Scheduling in Wireless Networks[C]// IEEE Conference on Computer Communications, 2015.
- [11] SEFEROGLU H, MARKOPOULOU A, RAMAKRISHNAN K K. I2NC: Intra- and inter-session network coding for unicast flows in wireless networks[C]// IEEE INFOCOM, IEEE, 2011: 1035-1043.
- [12] KELLY F P, MAULLOO A, TAN D. Rate control in communication networks: shadow prices, proportional fairness and stability[J]. Journal of the Operational Research Society, 1998, 49: 237-252.
- (上接第 53 页)
- [6] LI L, XU C, TAO M. Resource Allocation in Open Access OFDMA Femtocell Networks[J]. IEEE Wireless Communications Letters, 2012, 1(6): 625-628.
- [7] SUN X X, TSANG D H K. Energy-efficient cooperative sensing scheduling for multi-band cognitive radio networks[J]. IEEE Transactions on Wireless Communications, 2013, 12: 4943-4955.
- [8] ZHANG L, JIANG T, LUO K. Dynamic Spectrum Allocation for the Downlink of OFDMA-Based Hybrid-Access Cognitive Femtocell Networks[J]. IEEE Transactions on Vehicular Technology, 2016, 65(3): 1772-1781.
- [9] XIE R, YU F R, JI H. Dynamic Resource Allocation for Heterogeneous Services in Cognitive Radio Networks With Imperfect Channel Sensing[J]. IEEE Transactions on Vehicular Technology, 2012, 61(2): 770-780.
- [10] ZHANG Y, WANG S. Resource Allocation for Cognitive Radio-Enabled Femtocell Networks With Imperfect Spectrum Sensing and Channel Uncertainty[J]. IEEE Transactions on Vehicular Technology, 2016, 65(9): 7719-7728.
- [11] SON K, LEE S, YI Y, et al. REFIM: A Practical Interference Management in Heterogeneous Wireless Access Networks[J]. IEEE Journal on Selected Areas in Communications, 2011, 29(6): 1260-1272.
- [12] WANG T, VANDENDORPE L. Iterative Resource Allocation for Maximizing Weighted Sum Min-Rate in Downlink Cellular OFDMA Systems[J]. IEEE Transactions on Signal Processing, 2011, 59(1): 223-234.
- [13] Further advancements for E-UTRA physical layer aspects: 3GPP TSG RAN1-2010[R]. Evolved Universal Terrestrial Radio Access(E-UTRA), 2010.
- [14] JANG J, LEE K B. Transmit power adaptation for multiuser OFDM systems[J]. IEEE Journal on Selected Areas in Communications, 2003, 21(2): 171-178.
- [15] HE P, ZHAO L, ZHOU S, et al. Water-Filling: A Geometric Approach and its Application to Solve Generalized Radio Resource Allocation Problems[J]. IEEE Transactions on Wireless Communications, 2013, 12(7): 3637-3647.
- [16] ADIAN M G, AGHAEINIA H. Optimal and sub-optimal resource allocation in multiple-input multiple-output-orthogonal frequency division multiplexing-based multi-relay cooperative cognitive radio networks[J]. IET Communications, 2014, 8(5): 646-657.
- [17] WANG X, XU W, LI S, et al. Joint power splitting and resource allocation with QoS guarantees in RF-harvesting-powered cognitive OFDM relay systems[C]// Annual International Symposium on Personal, Indoor, and Mobile Radio Communications (PIMRC), New York: IEEE Press, 2015: 1432-1436.