

基于源定向中继的机会网络编码的研究与实现

钦 健, 杨白薇, 李 鸥

(信息工程大学 信息工程学院, 郑州 450002)

(qinjianer@163.com)

摘 要:将源定向中继的思想与机会网络编码结合起来, 定义了蝶形结构和链状结构的机会网络编码, 并提出一种新的环形结构, 大大地降低了网络编码的实现难度, 从而使网络编码在无线环境下的应用成了现实。在 NS2 平台上的仿真结果表明, 进行机会网络编码后, 吞吐量明显提高, 同时具有高能量效率。

关键词:源定向中继; 机会网络编码; 无线网络; COPE; 吞吐量

中图分类号: TP393 **文献标志码:** A

Opportunistic coding based on source directed relay

QIN Jian, YANG Bai-wei, LI Ou

(College of Information Engineering, Information Engineering University, Zhengzhou Henan 450002, China)

Abstract: In this paper, the authors combined the idea of source directed relay and opportunistic coding, defined the butterfly and chain structure, proposed a new annulus structure of network coding further, and thus made the network coding much more easier to realize in wireless environment. The simulation results on platform of NS2 show that opportunistic coding can make the throughput and the energy efficiency higher obviously.

Key words: source directed relay; opportunistic code; wireless network; COPE; throughput

0 引言

在 2000 年, R. Ahlswede 等人^[1]首次提出了网络编码, 根据网络信息流的概念指出, 通过编码可以获得网络多播的“最大流界”, 因而编码优于路由。目前, 关于网络编码的研究很多, 但大部分集中于有线网络和组播应用, 而且多数是基于理论分析, 试验仿真很少, 还没有在实际网络中应用。

在无线环境下, S. Katti 等人介绍了 mesh 网的机会网络编码 (opportunistic coding) COPE^[2]。通过节点机会侦听无线信道上的所有的包, 再利用所学习的邻节点状态 (已经收到的包等) 来决定机会编码的策略。此种机制需要节点在所发送的包中标记已经收到的包, 或者用特定的控制包来周期广播, 只选取本节点缓存的一部分包进行编码。算法较复杂, 实现起来较难, 并且接收节点不一定能解码, 需要网络中每个节点都存储一定数量的包, 端到端延时较大。

本文在 NS2 平台上进行了仿真与实现, 在距离矢量的源定向中继路由的基础上, 定义了蝶形结构和链式结构, 并提出了一种新的网络编码环形结构, 前两者为消极式的网络编码, 而后者是主动式的。

1 机会网络编码

基于距离矢量的源定向中继思想在 MIL-STD-188-220C 标准中应用了。已知整个网络拓扑信息, 源节点在发送数据包时就决定此包的路径, 并写入此数据包的报头, 中间节点按照这条路径转发, 称为源定向中继。当网络拓扑变化时, 触发全网拓扑更新。

R. Koetter 等在文献[4]中提出的网络编码结构, 只适用于组播业务, 而对于单播却不能获得很好的编码增益。我们定义蝶形结构和链式结构, 如图 1 所示。

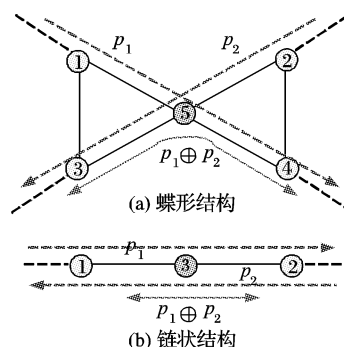


图 1 蝶形结构和链状结构

1.1 蝶形结构

基于距离矢量的路由协议需要维护路由表。发送拓扑更新时, 发送整个网络的稀疏路由树^[3]。这样, 每个节点都知道全网的连接关系, 也可学习到各邻节点间的相互关系。

在图 1(a)中, 如节点 5 收到 1 和 2 的拓扑更新包, 则可知 1 和 3、2 和 4 分别是邻节点。因此, 当节点 5 收到包 p_1 经过节点 1 (节点 1 不一定是源节点) 到达 5 时, 由于无线信道的广播特性, 节点 5 知道节点 3 也能收到 p_1 , 并保存此路径。同理, 当其收到经过节点 2 发送的包 p_2 时, 节点 4 也能收到, 并保存此路径。当节点 5 再一次收到从节点 1 发送过来的数据包 p_1' (路径为 $\dots 1 \rightarrow 5 \rightarrow 4 \dots$) 时, 查询所保存的路径, 发现有机会构成蝶形网络编码结构, 将 p_1' 缓存在队列中, 并启动定时器。如在定时器到达前, 收到从节点 2 发送过来的包 p_2' (路径为 $\dots 2 \rightarrow 5 \rightarrow 3 \dots$) 时, 并根据前面拓扑更新所学到的知识, 1 和 3、2 和 4 分别是邻节点, 就进行线性网络编码 (模 2 运算), 再广播出去, 节点 3 和 4 必定能够解码, 分别收到 p_2' 和 p_1' 。如定时器超时, 仍未收到路径为 $\dots 2 \rightarrow 5 \rightarrow 3 \dots$ 的数据包, 则将队列中的 p_1' 按照路径选择下一跳节点, 单播发送出去。

1.2 链状结构

同蝶形结构类似,当节点 3 分别收到 $p_1: \dots \rightarrow 1 \rightarrow 3 \rightarrow 2 \dots$ 、 $p_2: \dots \rightarrow 2 \rightarrow 3 \rightarrow 1 \dots$ 时,可以进行线性网络编码 $p_1 \oplus p_2$,然后再广播出去。节点 1 和 2 可以分别解码得到 p_2 和 p_1 。

实际上,如果在图 1(a) 中,节点 1 等于节点 3,节点 2 等于节点 4,蝶形结构就变成了链状结构。

1.3 环形结构

环形结构如图 2 所示,进行网络编码之前,包 p_1 由源节点 1 发出,路径为 $1 \rightarrow 4 \rightarrow 2 \dots$, p_2 和 p_3 分别为经过 $\dots \rightarrow 3 \rightarrow 5 \rightarrow 1 \dots$ 和 $\dots \rightarrow 2 \rightarrow 6 \rightarrow 7 \rightarrow 3 \dots$ 的包,构成环形结构。我们修改数据包的报头内容,在报头中加入源节点所存储的最新的两条路径。如果节点 1 收到过 p_2 ,将路径 $\dots \rightarrow 3 \rightarrow 5 \rightarrow 1 \dots$ 加入 p_1 的报头中。那么,节点 2 收到 p_1 时,就能读取这条路径,当其转发 p_3 时,发现可构成机会网络编码,选择路径 $\dots \rightarrow 2 \rightarrow 4 \rightarrow 1 \rightarrow 5 \rightarrow 3 \dots$ 。那么在节点 4 和 5 处可以进行线性编码,再广播出去,这样就可以减少发送次数。当然,源节点选择环形结构的条件是:编码以后的总发送次数要小于不编码的发送次数。图 2 中不编码的总发送次数为 $2 + 2 + 3 = 7$;编码后的总发送次数为 $2 + 2 + 4 - 2 = 6$ 。

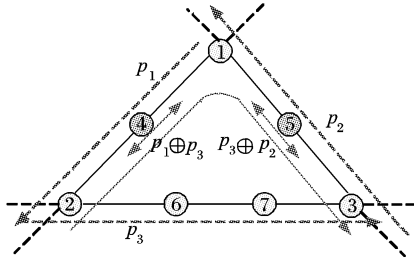


图 2 环形结构

环形结构是在蝶形结构和链状结构的基础上发展而来的,是对它们的一个补充。

1.4 机会编码增益

定义网络流 $f_{i,j}^k$ 对应于 p_k 所经过的从节点 i 到节点 j 的流,网络总发送次数 (Total Number of Transmissions) 为 $TNT(f_{i,j}^k)$ 。不进行网络编码的总发送次数为 $TNT(f_{i,j}^k | P_T)$,进行网络编码的为 $TNT(f_{i,j}^k | P_C)$,网络编码增益为:

$$NCG(f_{i,j}^k) = \frac{TNT(f_{i,j}^k | P_T) - TNT(f_{i,j}^k | P_C)}{TNT(f_{i,j}^k | P_T)}$$

对于图 2,设每发送一次的开销为 1, $p_3: \dots \rightarrow 2 \rightarrow 6 \rightarrow 7 \rightarrow 3 \dots$ 的网络开销为 4 , $p_1: 1 \rightarrow 4 \rightarrow 2 \dots$ 和 $p_2: \dots \rightarrow 3 \rightarrow 5 \rightarrow 1 \dots$ 的开销分别为 2 和 2,总的网络开销为:

$$\begin{aligned} TNT(f_{1,2}^1, f_{3,1}^2, f_{2,3}^3 | P_T) &= \\ TNT(f_{1,2}^1 | P_T) + TNT(f_{3,1}^2 | P_T) + TNT(f_{2,3}^3 | P_T) &= \\ 2 + 2 + 3 &= 7 \end{aligned}$$

进行机会编码以后,在节点 4 和节点 5 处分别广播,比编码前分别少发送一次,则总的网络开销为:

$$\begin{aligned} TNT(f_{1,2}^1, f_{3,1}^2, f_{2,3}^3 | P_C) &= \\ TNT(f_{1,2}^1 | P_C) + TNT(f_{3,1}^2 | P_C) + TNT(f_{2,3}^3 | P_C) &= \\ 2 + 2 + 4 - 2 &= 6 \end{aligned}$$

可以看到:

$$\begin{aligned} TNT(f_{1,2}^1, f_{3,1}^2, f_{2,3}^3 | P_C) &< TNT(f_{1,2}^1, f_{3,1}^2, f_{2,3}^3 | P_T) \\ NCG(f_{i,j}^k) &= 1/6 \end{aligned}$$

同理,对于图 1(a),

$$\begin{aligned} TNT(f_{1,4}^1, f_{2,3}^2 | P_T) &= 4 \\ TNT(f_{1,4}^1, f_{2,3}^2 | P_C) &= 3 \\ NCG(f_{i,j}^k) &= 1/4 \end{aligned}$$

对于图 1(b),

$$\begin{aligned} TNT(f_{1,2}^1, f_{2,1}^2 | P_T) &= 4 \\ TNT(f_{1,2}^1, f_{2,1}^2 | P_C) &= 3 \\ NCG(f_{i,j}^k) &= 1/4 \end{aligned}$$

由以上对比可知,链状结构可以看成一种特殊的蝶形结构,环形结构的编码增益比前两者小,但环形结构在网络拓扑较为复杂时,可增加大量的编码机会,进一步提高网络容量。

2 性能分析

S. Biswas 等人提出一种机会路由的思想^[5],即如源节点有发送到 D 的包,选择路径为 $S \rightarrow A \rightarrow B \rightarrow D$,然而当 S 发送包 p_k 时,可能节点 A 和 B 同时都能听到此包, A 再把此包转发给 B 就浪费一次发送了。S. Katti 利用机会侦听和定期交互状态信息来强制 A 不转发 p_k 给 B ,从而减少发送次数,提高吞吐量^[2]。

本文采用基于距离矢量的源定向中继路由协议,拓扑变化时交换全路由表,每个节点存储的都是其前驱节点地址,而不是下一跳地址。源节点选择路径采用最优路径,避免了如 $S \rightarrow A \rightarrow B \rightarrow D$ 这样一条路径上 A 和 B 同时收到 p_k 的情况。

无论是蝶形结构、链状结构还是环形结构,进行网络编码后都需要广播出去,在无线环境下,我们采用最常用的 802.11b 协议。广播没有 ACK 确认和重发,而且没有指数退避机制,可能造成碰撞而导致吞吐量下降。

本文中采用伪广播^[2]的方式,即在网络层的下一条地址仍然采用单站地址,报头中要增加其他的地址,本质上仍是单播,但其他候选节点也能收到此包。编码时,将进行编码的两个包的路径都放在报头中,其他节点就能根据路径中内容决定是否接收此包。这种伪广播的方式减小了碰撞几率,并提高了吞吐量。

为了方便,将这种基于源定向中继的机会网络编码称为 COPESTR (COPE on Source Directed Relay),将源定向中继的路由协议称为 SDR。

3 仿真分析

利用 NS2 仿真平台验证本协议,其中参数根据各协议的经典值选取。MAC 协议采用修改的带伪广播方式的 802.11b,仿真环境如下:区域 $900 \text{ m} \times 900 \text{ m}$,30 个节点按照二维泊松分布于区域中,节点通信距离 250 m,节点发送功率 0.6 mW,接收功率 0.3 mW,上层业务采用 CBR 数据流,数据包长度为 512 b。节点收到可能构成机会编码的包的定时器时间为 0.3 s,如定时器到达,仍不能进行编码,则将包正常发送出去。

3.1 吞吐量

用一段时间内 MAC 层总的接收次数与总的发送次数之比来表示吞吐量。由于拓扑更新的广播特性,吞吐量可以大于 1。网络编码主要是期望提高吞吐量,我们分别考查吞吐量与网络流的个数和业务速率之间的关系。由图 3 可以看出,随着流的个数增加,COPESTR 的吞吐量逐渐比 SDR 高。因为流的个数增加,则构成编码的机会就越大。图 4 为网络中流的个数不变,发包间隔增大,也即业务速率减小时,吞吐量增加;业务速率减小时,单位时间内网络中发送的数据包就减少,吞吐量越高,但 COPESTR 以后的总比 SDR 的吞吐率高。

3.2 总发送次数

网络编码的直接效益就是发送次数的减少,而发送次数与能耗直接相关,即可以减小能耗。图 5 为在仿真的 5 min 时间内,COPESTR 与 SDR 之间的总发送次数 (单位:万次) 对比。可以看出,COPESTR 的发送次数明显比 SDR 少。

3.3 端到端延时

网络编码能使吞吐量和能耗的性能提高,但付出的代价是端到端的延时和节点存储计算量的增大。由于网络编码是

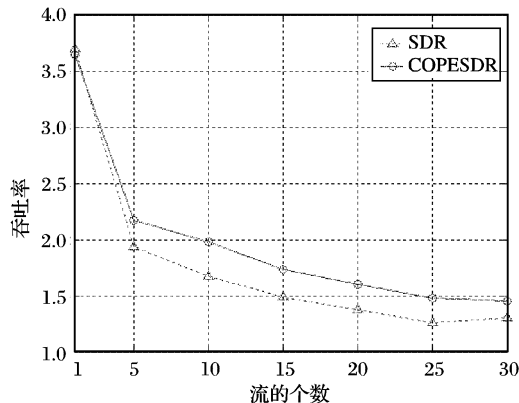


图3 吞吐率与流的个数

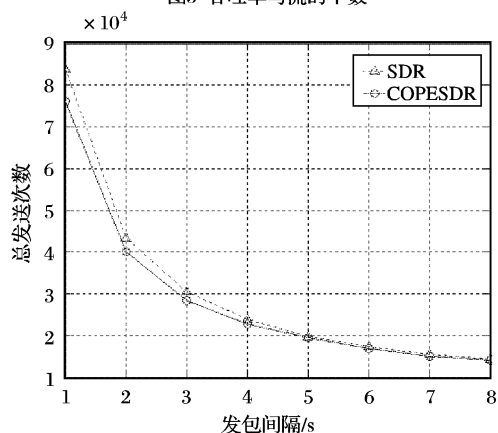


图5 总发送次数与发间隔

两个以上的数据包进行线性或非线性运算,必须等待能编码的包到达同一个节点,这就带来了端到端延时和存储计算量的增大。

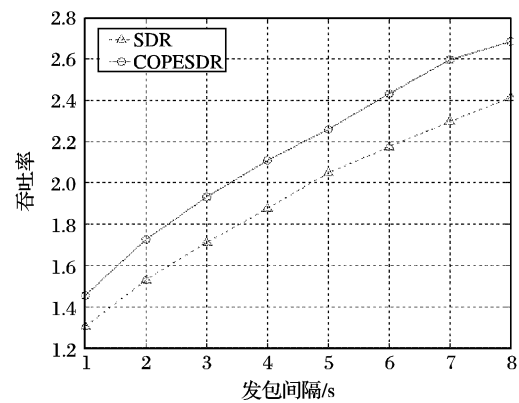


图4 吞吐率与发间隔

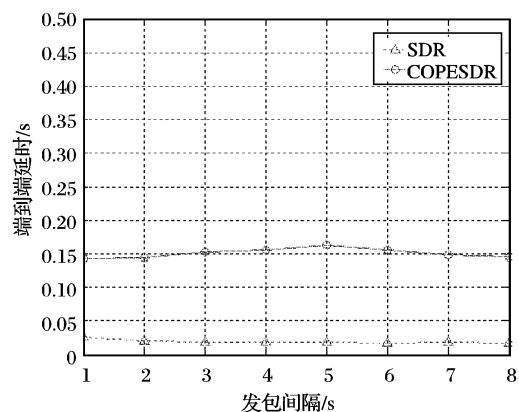


图6 端到端延时与发间隔

4 结语

当前网络编码大多处于理论研究阶段,本文将源定向中继的思想与机会网络编码结合起来,定义了蝶形结构和链状结构,并提出一种新的环形结构,大大地降低了网络编码的实现难度,从而使网络编码在无线环境下的应用成了现实。在NS2平台上的仿真结果表明,进行机会网络编码后,系统的吞吐量获得了较大的提高,同时具有高能量效率。

参考文献:

- [1] AHLSTEDT R, CAI N, LI S-Y R, *et al.* Network information flow [J]. IEEE Transactions on Information Theory, 2000, 46(4): 1204 - 1216.
- [2] KATTI S, KATABI D, HU W-J, *et al.* The importance of being opportunistic: Practical network coding for wireless environments [EB/OL]. [2008-09-01]. <http://www.cl.cam.ac.uk/~wh214/>

research/papers/allerton05.pdf.

- [3] MIL-STD-188-220C[S/OL]. [2008-09-01]. http://www.cnrwg.itsi.disa.mil/docs/MS188_220C_Final_2.pdf.
- [4] KOETTER R, MEDARD M. An algebraic approach to network coding [J]. IEEE/ACM Transactions on Networking, 2003, 11(5): 782 - 795.
- [5] BISWAS S, MORRIS R. Opportunistic routing in multi-hop wireless networks [J]. ACM SIGCOMM Computer Communication Review, 2004, 34(1): 69 - 74.
- [6] BLETSAS A, KHISTI A, REED D P. A simple cooperative diversity method based on network path selection [J]. IEEE Journal on Selected Areas in Communications, 2006, 24(3): 659 - 672.
- [7] LUN D S, RATNAKAR N, KOETTER R, *et al.* Achieving minimum-cost multicast: A decentralized approach based on network code [C]// Proceedings of IEEE 24th Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies. Miami, Florida, USA: IEEE, 2005, 3: 1607 - 1617.

(上接第648页)

参考文献:

- [1] ZHAO B, KUBIATOWICZ J, JOSEPH A. UCB/CSD-01-1141, Tapestry: An infrastructure for wide-area location and routing [R]. Berkeley, CA: University of California at Berkeley, Computer Science Department, 2001.
- [2] DRUSCHEL P, BOWSTRON A. Pastry: Scalable, distributed object location and routing for large-scale peer-to-peer systems [C]// Proceedings of 18th IFIP/ACM International Conference on Distributed Systems Platforms (Middleware 2001). New York: ACM, 2001.
- [3] RATNASAMY S, FRANCIS P, HANDLEY M, *et al.* A scalable content-addressable network [C]// Proceedings of ACM SIG-

COMM'01. New York: ACM, 2001: 161 - 172.

- [4] STOICA I, MORRIS R, KARGER D, *et al.* Chord: A scalable peer-to-peer lookup service for Internet applications [C]// Proceedings of ACM SIGCOMM'01. New York: ACM, 2001: 149 - 160.
- [5] GUPTA A, LISKOV B, RODRIGUES R. Efficient routing for peer-to-peer overlays [C]// Proceedings of the First Symposium on Networked Systems Design and Implementation. Berkeley, CA, USA: USENIX Association, 2004: 9 - 9.
- [6] CHEN S. Building a scalable P2P network with small routing delay [C]// Proceedings of Asia-Pacific Web Conference, LNCS 4976. Berlin: Springer, 2008: 456 - 467.