

DOI: 10.7652/xjtuxb201510013

多跳无线网络中基于节点编码感知的组播路由协议

姚玉坤, 朱丽青, 余志龙, 徐亚伟, 陈曦
(重庆邮电大学移动通信技术重庆市重点实验室, 400065, 重庆)

摘要: 针对在编码感知组播路由协议 CAMR 中存在中间转发节点因计算编码流对不完全且有错误而导致不能充分发现节点的编码机会, 以及 RREQ 请求分组中存在冗余开销和编码感知度量值重复计算等问题, 提出一种适用于多跳无线网络的节点编码感知组播路由协议 (node network coding aware multicast routing protocol, NAMP)。NAMP 协议对节点编码流对算法进行了优化, 以保证所计算出的编码流对具有可解性和完整性。在路由请求阶段, 该协议去掉了 RREQ 分组中因循环添加中间节点的邻居信息和丢包率信息而产生的冗余信息, 在路由回复阶段, 该协议优化了中间节点收到多个 RREP 分组的回复方式, 在不影响原有数据传输功能的前提下减小了网络开销。仿真结果表明: 与 CAMR 和 MAODV 两种现有协议相比, NAMP 协议提高了网络吞吐量, 降低了网络控制开销, 其中平均吞吐量提高了 25.6%, 网络控制开销降低了 8.1%。

关键词: 多跳无线网络; 网络编码; 编码感知; 编码流对; 平均吞吐量; 控制开销

中图分类号: TP393 **文献标志码:** A **文章编号:** 0253-987X(2015)10-0079-05

A Multicast Routing Protocol Based on Node Network Coding-Aware for Multi-Hop Wireless Network

YAO Yukun, ZHU Liqing, YU Zhilong, XU Yawei, CHEN Xi
(Key Laboratory of Mobile Communications Technology of Chongqing, Chongqing University of Posts and Telecommunications, Chongqing 400065, China)

Abstract: A multicast routing protocol based on node network coding-aware (NAMP) is proposed to address some problems in the current CAMR (network coding-aware multicast routing) protocol for wireless mesh networks. These problems are the incomplete and erroneous searching of coding flow at middle node, the existence of redundant information of RREQ packet, and the repeated calculation of coding-aware measurements. The NAMP protocol optimizes the algorithm of node coding flow, and ensures the solvability and integrity of the calculated coding flow. The protocol removes the redundant information of RREQ during the routing request stage, and optimizes reply ways of an intermediate node when it receives multiple RREP packets in the routing phase. The network control overhead is also decreased without affecting the original data transmission function. Simulation results and comparisons with existing CAMR and MAODV schemes show that the NAMP improves the average throughput and reduces network control overhead, respectively, and that the average throughput is improved by more than 25.6% and the network control overhead decreases by more than 8.1%.

Keywords: multi-hop wireless network; network coding; coding-aware; pair of coding flow; average throughput; control overhead

香港中文大学的 Ahlswede 等在 2000 年首次提出网络编码的概念^[1], 通过网络编码可以达到网络信息传输的理论最大值, 在此基础上, 人们研究发现在无线多跳网络中能够提前预测节点有无编码机会以及编码能力的大小, 这种提前预测的方法称为编码感知, 近年来得到了学者的高度关注。文献[2]提出了一种“编码+路由”的 DCAR 协议, 但是 DCAR 协议没有考虑单个节点编码能力的大小, 也不能直接修改用于组播网络。文献[3]提出 MORE 协议, 通过机会路由的思想, 避免机会路由中间节点需要协商的弊端, 但是由于节点可能会传输一些与其编码系数相关的非新数据编码包给接收节点, 而导致网络带宽消耗增加。文献[4]提出了基于遗传算法的编码感知路由, 利用遗传算法优秀的寻优能力, 找寻具有最大编码机会的路由。文献[5]通过跨层调度的方法, 提出了一种编码感知组播 MAC 协议, 但是该协议只是考虑了组播树上节点的编码机会, 对于那些非组播树上的节点是否具有更大的编码能力没有考虑。

Alwis 等提出了基于无线 Mesh 网络的内容编码感知组播传输算法^[6], 该算法利用信道编码和网络编码技术优化数据转发和改善视频组播服务在传输时延、带宽利用等方面的效果, 但是由于该算法需要传输冗余的数据来保证视频的质量, 因此会增加一定的传输开销。Youghourta 等提出了 DYGES 算法, 该算法通过对网络环境中组播流的特性变化自适应调整数据分块的大小, 保证每次组播传输具有稳定的时延^[7]。

1 问题分析

为了便于问题描述, 本文给出如下几个定义。

定义 1 双向邻居补图 G_X 由顶点集 V_X 和双向边集合 E_X 组成, G_X 表示节点 X 一跳范围内节点构成的邻居图的补图。

定义 2 双向边 $e_{a,b}$ 表示在双向邻居补图 G_X 中的一条沿节点 a 发出到节点 b 的流 $e(a,b)$ 和沿节点 b 发出到节点 a 的流 $e(b,a)$ 组成的双向边。

定义 3 流集合 e_u 表示在双向邻居补图 G_X 中, $u \in E_X$, 进入到节点 u 的所有流组成的集合, k 条流可以分别用 $e(1,u), e(2,u), \dots, e(k,u)$ 表示。

定义 4 编码流对为在双向邻居补图 G_X 中, 如果两条流能够在节点 X 处编码, 那么这两条流组成一组编码流对。

经过深入研究, 我们发现 CAMR 协议主要存在

以下两个缺陷。①在原协议中, 从节点 X 的双向邻居补图的流集合中随机选出第一条流之后再从剩余的流集合中随机筛出第二条流组成一组编码流对, 然后再把第一条流从流集合中删除, 继续在流集合中进行下一次循环查找, 但是分析发现上述方法会引起两个问题, 不能保证所选出的编码流对的完整性。对于第一条流, 假如有多条流存在与之组成编码流对的可能, 而原算法只选择一条流组成一对编码流对后就删除第一条边, 由此会导致在以后的循环查找中不能找到剩余的编码流对, 不能保证所选出的编码流对具有可解性。选定流集合中的任意流 $e(u,v)$ 后, 并不是删除进入节点 v 和发出节点 u 的边后, 再从剩余流集合中任选一条流都可以与 $e(u,v)$ 组成一组编码流对, CAMR 协议随机选择这样的流来进行编码会导致编码包不能被解码。②在 CAMR 协议的路由请求过程中, 中间节点对请求分组 RREQ 携带的邻居信息和丢包率需要一直添加, 这样会导致越到后面中间节点转发的 RREQ 里面携带的冗余信息越多; 在路由回复过程中, 如果中间节点收到多个 RREP 响应分组时, 按原协议是中间节点单独对每个 RREP 分组进行转发, 而分析发现这样会导致发送冗余的 RREP 分组以及携带冗余的信息。

为了解决上述 CAMR 协议存在的问题, 本文提出了一种节点编码感知组播路由协议 (node network coding-aware multicast routing protocol, NAMP)。

2 NAMP 协议

2.1 NAMP 协议提出的新机制

NAMP 协议针对 CAMR 协议中出现的以及结合 NAMP 协议的编码理论分析提出了如下改进: 通过优化节点编码流对来解决原协议出现的编码流对寻找不完全和找到错误编码流对的问题, 去掉路由请求分组中的冗余字段以及改进路由回复方式。

2.2 NAMP 协议编码感知度量值的计算机制设计

根据上述改进机制, NAMP 协议通过节点理论编码流算法和计算节点平均缓存队列长度算法来设计 NAMP 协议的编码感知度量机制。

2.2.1 节点编码流对算法 为了判断节点的编码机会, NAMP 协议设计节点编码流对的计算步骤如下。

输入 节点 X 的双向邻居补图。

步骤 1 从 E_X 中选出流集合 $H, P = \emptyset$, 其中 E_X 是

节点 X 的双向邻居补图的边集, P 是输出的编码流对的集合。

步骤 2 任选一条流 $e(u, v) \in H, K = H - \{e\}$ 。

步骤 3 从集合 K 中选择进入到节点 u 的流集合 $e_u, P = P \cup \{e, e_u\}$, 如果有 i 条进入到节点 u 的流 e_u, P 中需要分别统计这 $i (i > 1)$ 个编码流对, 即 $P = P \cup \{e, e(1, u)\} \cup \{e, e(2, u)\} \cup \dots \cup \{e, e(i, u)\}$ 。

步骤 4 从集合 K 中选择从节点 v 发出的流集合 $e_v, P = P \cup \{e, e_v\}$, 如果有 j 条从节点 v 发出的流 e_v, P 中需要分别统计 $j (j > 1)$ 个编码流对, 即 $P = P \cup \{e, e(1, u)\} \cup \{e, e(2, u)\} \cup \dots \cup \{e, e(j, u)\}$ 。

步骤 5 在集合 K 中, 如果满足 $e(w, z)$ 存在于 E_X 中, 边 $e_{w,z}$ 与边 $e_{u,v}$ 没有公共节点, 且双向边 $e_{u,w}, e_{u,z}, e_{v,w}$ 以及 $e_{v,z}$ 都不属于 E_X , 那么 P 满足 $P = P \cup \{e, e(w, z)\} \cup \{e, e(z, w)\}$ 。

步骤 6 在集合 K 中, 如果满足 $e(w, z)$ 存在于 E_X 中, $e_{w,z}$ 与边 $e_{u,v}$ 没有公共节点, 且 4 条双向边 $e_{u,w}, e_{u,z}, e_{v,w}, e_{v,z}$ 中有 1 条属于 E_X , 那么 P 会满足 $P = P \cup \{e, e(w, z)\}$ 。

步骤 7 在集合 K 中, 如果满足 $e(w, z)$ 存在于 E_X 中, $e_{w,z}$ 与边 $e_{u,v}$ 没有公共节点, 且 $e(u, w)$ 存在于 E_X 中, $e(v, z)$ 存在于 E_X 中, 那么 $P = P \cup \{e, e(w, z)\}$, 同理, 如果满足 $e_{w,z}$ 存在于 E_X 中, $e_{w,z}$ 与边 $e_{u,v}$ 没有公共节点, 且 $e_{u,z}$ 存在于 E_X 中, $e_{v,w}$ 存在于 E_X 中, 那么此时 P 为 $P = P \cup \{e, e(z, w)\}$ 。

步骤 8 从流集合 H 中删除选定流 $e(u, v)$, 即 $H = H - \{e\}$ 。

步骤 9 重复步骤 2~8 直到集合 H 为空。

步骤 10 输出所有可能的编码流对集合 P 。

2.2.2 节点编码流平均队列长度算法 计算节点编码流平均队列长度算法^[2]如下:

(1) 删除编码图中缓存队列长度为 0 的顶点和它们相应的边;

(2) 初始化 $L = 0$, 顶点集 $V = \emptyset$;

(3) 在剩余的顶点集中随机选择顶点 i ;

(4) 找到包含顶点 i 的最大子图;

(5) 把节点 i 的最大子图添加到集合 V 中;

(6) $L = L + \max(L_i), i \in V$;

(7) 去掉集合 V 中的所有顶点和对应的边;

(8) 再次将顶点集 V 置空, $V = \emptyset$;

(9) 重复步骤(3)~(8)直到所有顶点都去掉;

(10) 最后得到 L 的长度就是节点 X 的平均编码长度。

由于无线链路的稳定性对数据的成功传输有着

直接影响, 因此提出将节点的链路质量和编码能力作为路由度量, 定义度量值为

$$C_l = (1 - p)^{-1} L / A = E(l) L / A \quad (1)$$

式中: $E(l)$ 表示链路 l 上的期望传输次数; L 表示链路 l 发送节点缓存的平均编码长度; A 表示链路 l 的有效带宽。

2.3 NAMP 协议路由发现

NAMP 协议采用 MAODV 组播路由协议^[9]作为设计基础, 并针对本文研究的编码机会感知的需要进行了改进。在路由发现阶段采用 C_l 作为路由度量选择。为确定 C_l 的值, NAMP 协议需要新增 HELLO_Prob 包用以路由探测。

通过 HELLO_Prob 探测包周期性发送, 每个节点可以获得 C_l 度量中的 E 、 B 和 L 的值。

2.3.1 路由请求阶段 NAMP 协议的路由请求过程有以下 3 个步骤。

步骤 1 组播源广播路由请求消息 RREQ, RREQ 消息需要携带节点的邻居信息和对应的丢包率并将上一跳节点添加到路径表 F 中。

步骤 2 中间节点收到 RREQ 分组后的操作。

中间节点收到 RREQ 消息后, 首先判断是否接收过该 RREQ, 若已经接收过, 则直接丢弃; 否则, 继续添加中间节点的上一跳节点信息到路径表 F 中, 用中间节点自身的邻居节点信息和对应的丢包率替换原来 RREQ 对应的信息, 中间节点暂存此时的路径表 F , 然后广播 RREQ。每个节点周期性广播 HELLO_Prob 包, 获取该节点各条链路的 E 值与有效带宽 B 。

步骤 3 目的节点收到 RREQ 消息后不删除从不同路径收到的 RREQ 消息, 这样获得多条可能到达目的节点的路径。

2.3.2 路由回复阶段 NAMP 协议的路由请求过程有以下 4 个步骤。

步骤 1 收到 RREQ 消息的目的节点单播回复 RREP 消息到组播源节点, 在 RREP 消息中有一条组播源到目的节点的完整路径信息 F_f 。

步骤 2 中间节点判断其邻居节点是否有多个是目的节点, 如果是, 在等待收到多个 RREP 分组后, 将 RREP 消息中的 F_f 与节点以前暂存的路径信息 F 进行比较, 如果 $F \in F_f$, 则此中间节点通过节点编码流对算法、节点编码流平均队列长度算法以及式(1)计算出节点到下一条链路的编码感知度量值 C_l , 并将已收到的多个 RREP 中对应链路的 C 值与 C_l 一起添加到一个 RREP 消息中, 然后单播回复。

步骤3 如果中间节点在已回复过 RREP 的情况下,再次收到从不同路径转发来的 RREP 消息,此时不再计算自己到下一条链路的 C_l 值,直接将该 RREP 消息回复给下一节点。

步骤4 源节点收到一个 RREP 消息后就获取了到达一个目的节点的路径 F_f ,以及每条链路上的 C_l 值,源节点在收到所有目的节点回复的 RREP 消息后,源节点就获得了到达所有目的节点的一个 Mesh 结构以及该结构每条边的 C_l 值。在此 Mesh 结构的基础上,利用最小生成树的方法,源节点计算出一棵包含所有目的节点的最小生成树,并按照此最小生成树发送数据。

3 NAMP 协议性能的理论分析

假定网络中有 N 个组播源节点,且每个中间节点可以对来自 N 条流的数据进行缓存。

3.1 节点平均吞吐量

由于组播接收节点接收的数据块大小是一样的,所以平均吞吐量其实是和节点平均传输时延成反比的。假设组播接收节点的个数为 h ,整个数据块大小为 M ,则平均吞吐量为

$$c = \sum_{i=1}^N \frac{M}{D_i} / h \quad (2)$$

式中: D_i 表示节点的传输时延。由于 NAMP 协议的节点传输时延 D 小于 CAMR 协议的节点传输时延,所以 NAMP 协议的平均吞吐量大于 CAMR 协议的平均吞吐量。

3.2 节点转发 RREQ 开销

假设每个节点的平均邻居节点个数为 B ,在 RREQ 中,一个邻居节点信息和对应的丢包率所占的大小分别为 s_1 和 s_2 ,在 CAMR 协议中,中间节点需要不断添加其邻居信息到 RREQ 中,转发 W 个 RREQ 到目的节点所带的开销为

$$R_1 = B(s_1 + s_2) + 2B(s_1 + s_2) + \dots + WB(s_1 + s_2) = 0.5W(W+1)B(s_1 + s_2) \quad (3)$$

在 NAMP 协议中,RREQ 只包含节点自己的额外信息,即转发 W 个 RREQ 所带的开销为

$$R_2 = B(s_1 + s_2) + B(s_1 + s_2) + \dots + B(s_1 + s_2) = WB(s_1 + s_2) \quad (4)$$

由式(3)与(4)比较可得 $R_1 > R_2$,说明对于 CAMR 协议而言,其节点转发 RREQ 消息所产生的控制开销(即网络消耗)要大于 NAMP 协议所产生的控制开销。

4 仿真实验及分析

采用业内主流的 OPNET14.5 软件进行建模和仿真,相同场景条件下,从数据分组平均端到端时延、数据分组传送成功率以及平均吞吐量等方面,将提出的 NAMP 协议与 CAMR 协议以及 MAODV 协议进行性能分析与比较。

4.1 仿真环境及参数设置

仿真实验采用的网络模型是 100 个节点随机分布在 $1\,000\text{ m} \times 1\,000\text{ m}$ 的矩形区域,在这 100 个节点中随机选择不同个数的节点按照 MAODV 路由协议的要求加入一个组播树中形成组播网络,改变组播组的成员数使组播组成员在 5~30 之间变化。无线信道传输模型采用 two-ray 模型,链路层协议为 IEEE 802.11b,上层通过 CBR 流量生成器产生整个网络仿真的数据。节点的平均传输范围设置为 250 m,分组大小为 1 kb。

4.2 仿真结果及分析

4.2.1 节点平均吞吐量 如图 1 所示,当组播组的成员数变化时,NAMP 和 CAMR 协议的平均吞吐量虽然都是随着组播组成员数的增大而明显增加,但是 NAMP 协议的平均吞吐量大于 CAMR 协议和 MAODV 协议。分析其原因主要是由于 CAMR 协议在中间节点计算可能的编码流对的时候简单地删除寻找过的编码流,却可能遗漏某些实际存在的编码流对,而 CAMR 协议能寻找到所有可能的编码流对且更准确的编码流对,使得节点编码机会更大,当组播组成员数增加时,编码机会也进一步增加;对于 MAODV 协议,由于没有捕获编码机会,其吞吐量没有太大变化,不会随着组播组成员数的增大而明显增加。

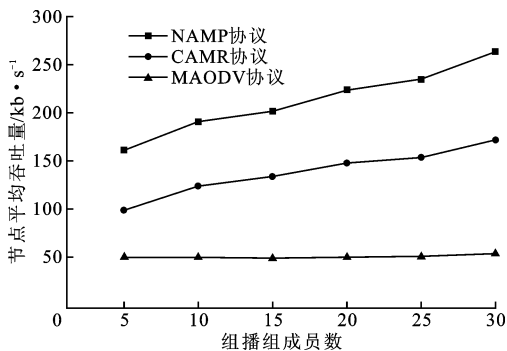


图1 平均吞吐量随组播组成员数的变化

4.2.2 RREQ 控制开销 3 种协议的仿真结果如

图 2 所示。图 2 表明,NAMP、CAMR 和 MAODV 协议的 RREQ 控制开销均会随着组播组成员数的增大而呈上升趋势。其中,NAMP 协议的 RREQ 控制开销小于 CAMR 协议的控制开销,但是大于 MAODV 协议的 RREQ 控制开销,原因是相对于 CAMR 协议,NAMP 协议去掉路由请求分组中不必要的邻居节点和丢包率信息,故开销减小,而在 MAODV 协议中,中间节点转发的 RREQ 消息不需要携带邻居节点和丢包率信息,所以 NAMP 协议的控制开销比 MAODV 协议的大。

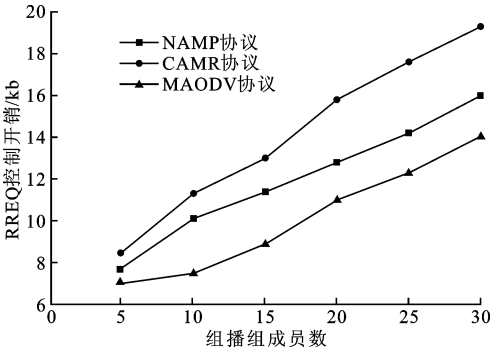


图 2 RREQ 控制开销随组播组成员数的变化

4.2.3 RREP 控制开销 由图 3 可知,随着组播组成员数的增加,RREP 控制开销也随之增加,但是 NAMP 协议的增长趋势明显小于 CAMR 协议,其原因是:相较于 CAMR 协议,NAMP 协议在回复 RREP 消息且中间节点的邻居节点有多个目的节点时,中间节点会把收到的多个 RREP 消息中的编码感知度量值添加到一个 RREP 消息中继续转发,且对于已经转发过 RREP 消息的中间节点,再次收到来自不同路径的 RREP 消息时不再将自身下一条链路的编码感知度量值添加到 RREP 中进行转发,故 RREP 控制开销减小。

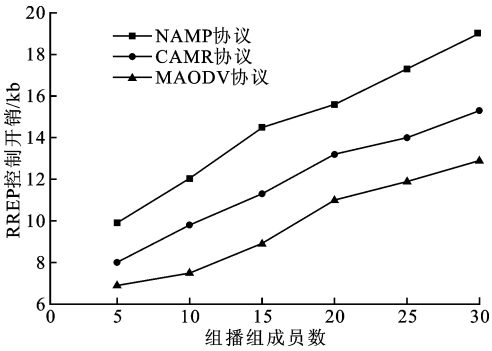


图 3 RREP 控制开销随组播组成员数的变化

4.2.4 平均端到端时延 由图 4 可知,NAMP 协议的平均端到端时延小于 CAMR 和 MAODV 协议,这是由于在 NAMP 协议中的中间转发节点缓

存的平均队列长度经过编码感知后小于 CAMR 协议,而 MAODV 协议没有采用编码技术,节点缓存的平均队列长度又大于 CAMR 协议,故在节点中的平均传输时延 D 的比较结果是 MAODV 协议大于 CAMR 协议,CAMR 协议大于 NAMP 协议。

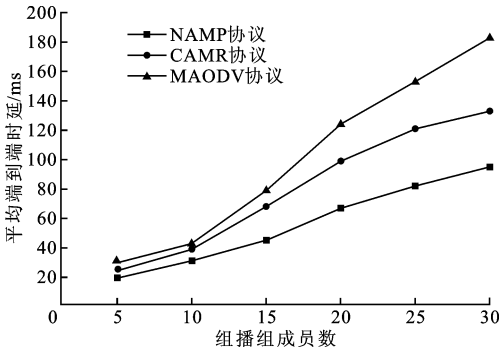


图 4 平均端到端时延随组播组成员数的变化

5 结 论

本文针对 CAMR 协议中寻找编码感知流不完全、路由请求信息中存在冗余开销以及重复计算编码感知度量值的问题,提出了一种节点编码感知组播路由协议 NAMP。NAMP 协议分别对节点编码流对算法和路由发现算法进行了优化,确保所计算出的编码流对具有可解性和完整性,同时,去掉了 RREQ 中的冗余信息并优化了 RREP 的回复方式,提高了网络吞吐量,减小了网络开销。仿真结果表明,与 CAMR 和 MAODV 两种现有协议相比,NAMP 协议的平均网络吞吐量提高了 25.6%,网络控制开销降低了 8.1%。但是,NAMP 协议在发送数据时没有考虑节点的发送速率,在未来工作中,我们将重点考虑节点发送速率对于编码感知度量值设计的影响。

参考文献:

[1] AHLSSWEDER, CAI N, LI S Y R, et al. Network information flow [J]. IEEE Transactions on Information Theory, 2000, 46(4): 1204-1216.

[2] LE Jilin, LUI J C S, CHIU D M. DCAR: distributed coding-aware routing in wireless networks [J]. IEEE Transactions on Mobile Computing, 2010, 9(4): 596-608.

[3] CHACHUILSKI S, JENNINGS M, KATTI S, et al. Trading structure for randomness in wireless opportunistic routing [M]. New York, USA: ACM, 2007: 172-181.

(下转第 89 页)