

网络编码中的侦听管理策略

汪 玉, 卢汉成, 洪佩琳, 薛开平

(中国科学技术大学电子工程与信息科学系, 安徽合肥 230027)

摘 要: 在基于机会式网络编码的无线单播应用中, 每个节点需要缓存一些数据包, 用来对编码数据包进行解码, 该缓存称作侦听缓存. 本文针对“X”型拓扑分析了传统的基于先入先出的侦听管理策略, 理论结果表明侦听缓存有限时吞吐量随侦听缓存的减小而迅速降低. 为此, 提出了一种基于尽力服务的侦听管理策略, 提高了侦听缓存中数据包被用作解码的概率, 进而提高了系统吞吐量. 为减少无用数据包被缓存的概率, 提出了一种基于历史信息的侦听管理策略, 可有效减少干扰流对系统吞吐量的影响.

关键词: 网络编码; 无线网络编码; 侦听缓存; 编码性能

中图分类号: TP393 **文献标识码:** A **文章编号:** 0372-2112 (2012) 01-0047-06

电子学报 URL: <http://www.ejournal.org.cn> **DOI:** 10.3969/j.issn.0372-2112.2012.01.008

Overhearing Management Policies on Network Coding

WANG Yu, LU Han-cheng, HONG Pei-lin, XUE Kai-ping

(Department of Electronic Engineering and Information Science, University of Science and Technology of China, Hefei, Anhui 230027, China)

Abstract: For wireless unicast applications based on opportunistic network coding, each node caches some packets in a buffer called overhearing buffer for decoding. Traditional FIFO-based (First In First Out) overhearing management policy for “X” coding structure is discussed. With finite overhearing buffers, theoretical result shows that throughput decreases rapidly as the buffer size decreases. Therefore, we propose a Best Effort-based overhearing management policy, which improves the probability of cached packets to be used for decoding, and thus increases the system throughput. Furthermore, to buffer less useless packets, we propose an overhearing management policy based on historical information, which could effectively decrease the impact of interfering flows on system throughput.

Key words: network coding; wireless network coding; overhearing buffer; coding performance

1 引言

网络编码自 2000 年由文献[1]提出以来, 在组播流媒体业务、分布式存储、安全及无线网络等方向引起了广泛的关注和深入的研究. 在无线网络中, 无线信道是天然的广播信道, 网络编码可以降低组播传输时延^[2,3]和提高单播吞吐量. 其中单播应用以完全机会主义编码协议^[4] (Complete Opportunistic Encoding, COPE) 为代表, 该协议是首个在实际无线环境中实现的单播协议. 在 COPE 中, 中间节点维护一个转发队列和侦听缓存, 其中转发队列包含为每个邻居节点维护的虚拟队列, 侦听缓存存储信道侦听获取的数据包. 中间节点根据邻居节点的侦听缓存信息, 对不同流的虚拟队列的队首数据包进行编码、广播, 并保证构成编码数据包的每个原始数据包的目的节点都能以较大概率解码. 通过编码数据包的

广播, 减少了传输次数, 提高了系统吞吐量.

已有的对 COPE 协议的分析多关注节点分布、调度策略及特定拓扑下的吞吐量, 文献[5]分析了随机分布节点的编码性能, 文献[6,7]为控制等待队列的长度, 采用机会式调度策略, 文献[8]针对特定拓扑推导了平均编码数目和系统吞吐量. 文献[9]提出一种基于网络编码的数据分发机制, 与 COPE 相比, 在大幅度减少传输次数的同时, 只增加了少量时延. COPE 是单跳的网络编码, 为了提高编码增益, 文献[10,11]中讨论了多跳网络编码, 允许中间节点转发编码数据包. 无论是单跳还是多跳网络编码, 节点均需缓存数据包用以解码.

在基于 COPE 的网络编码协议^[4,8,10,11]中, 中间节点根据邻居节点的缓存信息进行基于机会的路由^[12], 传统的分析均假设侦听缓存足够大, 节点使用简单的基于先入先出 (FIFO) 的侦听管理策略即可满足需求. 当侦听

缓存有限时,本文针对常见的“X”型拓扑,分析了基于FIFO的侦听管理策略,理论结果表明吞吐量随侦听缓存的减小而迅速降低,为此提出了一种基于尽力服务的侦听管理策略,提高了侦听缓存中数据包被用作解码的概率,进而提高了系统吞吐量.理论和仿真结果表明后者性能明显优于前者.针对更为复杂的多数据流情况,为减少无用数据包被缓存的概率,本文提出一种基于历史信息的侦听管理策略.仿真结果表明该算法可以有效提高侦听缓存利用率,进而提高系统吞吐量.

2 网络的拓扑结构

本文主要考虑典型的“X”型结构,图1中线型结构可以抽象为“X”型结构,二者的区别仅在于线型结构中节点缓存从上层获取的数据包,“X”型结构缓存信道侦听获取的数据包,理论分析结果同样适用于线型结构.在图1所述的编码结构中,存在两条数据流:流A(S_A-D_A)和流B(S_B-D_B), S_A 和 S_B 称为流的源节点, D_A 和 D_B 称为流的目的节点.在该结构中,流A和流B的数据包不能直接到达目的节点,需要中继节点C的转发.中继节点C对数据包进行缓存,并在转发数据包时对其进行编码操作,称中继节点C为编码节点,维护的转发队列为编码缓存.目的节点 D_A 和 D_B 处于混杂模式, D_A (D_B)可以侦听到 S_B (S_A)传输的数据包, D_A 和 D_B 将侦听到的数据包存入各自的侦听缓存中.

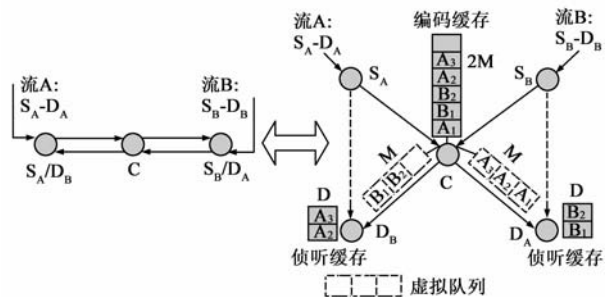


图1 拓扑结构

编码节点C维护的编码缓存使用FIFO的方式保存用于转发的数据包,假定为每个数据流维护大小相同的虚拟队列,虚拟队列满时丢弃该流到达的其他数据包.源节点和编码节点使用随机接入的方式争用信道,当编码节点C获得传输机会时,将不同流的数据包进行异或编码并广播,保证 D_A 和 D_B 在接收到编码数据包后可以正确的解码.由于解码需要的数据包来自侦听缓存,因此中继节点C需根据 D_A 和 D_B 侦听缓存中的数据包信息进行编码判断,此处定义编码节点为每个流维护的虚拟队列大小为 M ,目的节点维护的侦听缓存大小为 D ,缓存大小均以数据包个数为单位.

考虑图1所示的“X”型编码结构,此时 $D=2$ 、 $M=$

3,源节点传输数据包的顺序为 $S_A \rightarrow S_B \rightarrow S_B \rightarrow S_A \rightarrow S_A$.节点C的编码缓存按FIFO方式存储数据包 A_1, B_1, B_2, A_2, A_3 ,流A和流B的虚拟队列如图1所示.假设目的节点缓存最新侦听的数据包,当节点 D_B 缓存的数据包为 A_1 和 A_2 时,节点 D_B 侦听到另一新数据包 A_3 ,最早侦听的数据包 A_1 将会被删除.当编码节点C获得传输机会时,节点C试图将虚拟队列的队首数据包 A_1, B_1 进行异或编码形成编码数据包 $A_1 \oplus B_1$ 并广播,但节点 D_B 由于缺少 A_1 不能对编码数据包进行解码,因此编码节点只能传输数据包 A_1 .因此,有限的侦听缓存大小将制约网络编码的吞吐量.

本文旨在分析侦听管理策略对网络编码性能的影响,理论分析存在如下假设:(1)信道为理想信道,即数据传输不会出现错误;(2)信道带宽为1数据包/时隙;(3)所有数据包大小相同;(4)源节点 S_A 和 S_B 总是存在数据传输,源节点和编码节点在链路层使用随机接入的方式争用信道.分别定义 P_A, P_B, P_C 为节点 S_A, S_B, C 在某一时刻接入信道的概率,由于信道碰撞和空闲对缓存无影响,因而可假设:

$$P_A + P_B + P_C = 1 \quad (1)$$

文献[8]给出了图1所述拓扑的理论最大吞吐量,当 $P_A = P_B = P_C = 1/3$,且节点调度的循环类似于 $S_A \rightarrow S_B \rightarrow C \rightarrow S_A$ 时,编码节点发送的数据包均为编码数据包,可编码概率和吞吐量分别为1和2/3.

3 侦听管理策略的性能分析

当目的节点的侦听缓存大小有限时,侦听管理策略主要反映在侦听缓存满时侦听到新的数据包时所采取的丢弃策略.本节主要分析基于FIFO和尽力服务的侦听管理策略,在这里讨论的侦听管理策略中,每个流数据包都有相应的流内标识符,目的节点不缓存相同的数据包.为了更有效的使用侦听缓存,目的节点不缓存编码节点发送的数据包,实际上这些数据包对后续的解码没有任何益处,同样,已被用作解码的数据包将从侦听缓存中删除.

3.1 基于FIFO的侦听管理策略

在该侦听缓存管理策略中,目的节点缓存最新侦听的数据包.考虑两种场景:

场景A $D \geq M$.在此场景下,目的节点 D_B/D_A 可缓存流A/B所对应的虚拟队列中存储的所有数据包.当为源节点 S_A, S_B 和编码节点C分配相同的信道接入概率即 $P_A = P_B = P_C = 1/3$ 时,由文献[8]可知,相应的可编码概率 α 和吞吐量 T 如下:

$$\alpha = \left(\frac{M}{M+1} \right)^2 \quad (2)$$

$$T = \frac{2M}{3(M+1)} \quad (3)$$

场景 B $D < M$. 在此场景下, 目的节点 D_B/D_A 的侦听缓存仅缓存编码节点虚拟队列的后 D 个数据包, 因而可能出现图 1 所述编码不能执行的情况. 在分析中假设编码节点可完全获取邻居侦听缓存的数据包信息. 定义在编码节点处的状态 (i, j) : 流 A(B) 的虚拟队列中存在 $i(j)$ 个数据包, i, j 满足 $0 \leq i, j \leq M$. 为保证虚拟队列的数据包均被相应的侦听缓存所存储, 易知可编码的条件为: $1 \leq i, j \leq D$.

图 2 为状态 (i, j) 与邻居状态之间的转移图, 忽略状态内部之间的转移, 其中 P_a 表示源节点 S_A 传输数据包并导致流 A 虚拟队列的数据包数目增加; P_d 表示编码节点 C 传输数据包导致状态转移到临近的 3 个状态, 仅当转移到 $(i-1, j-1)$ 时表示编码节点 C 传输编码数据包. 类似地, P_e, P_f 表示编码节点 C 在发送原始数据包时, 选择相应虚拟队列的队首数据包的概率. 通过二维 Markov 的稳态分析可获得状态的分布函数, 进而得到可编码概率和吞吐量.

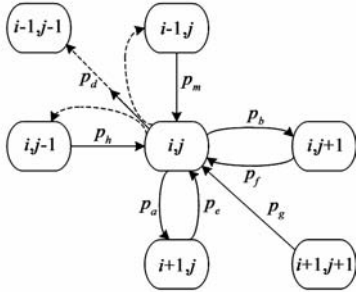


图2 基于FIFO的编码缓存状态转移图

式(5)可转化为:

$$P_k(P_a + P_b + P_d) = P_{k+M+1}P_e + P_{k+1}P_f + P_{k+M+2}P_g + P_{k-1}P_h + P_{k-M-1}P_m \quad (7)$$

引入稀疏矩阵 H , 大小为 $(M+1)^2 \times (M+1)^2$, 矩阵的第 k 列元素如下:

$$\begin{cases} h_{k-M-1, k} = -P_m \\ h_{k-1, k} = -P_h \\ h_{k, k} = P_a + P_b + P_d \\ h_{k+1, k} = -P_f \\ h_{k+M+1, k} = -P_e \end{cases} \quad (8)$$

对于任意的 k , 均存在如式(14)所述等式, 其中 $1 \leq k \leq (M+1)^2$, 所有等式可归纳为:

$$PH = 0 \quad (9)$$

结合概率的归一性, 即:

$$\sum_{k=1}^{(M+1)^2} P_k = 1 \quad (10)$$

可定义矩阵 G , 大小为 $(M+1)^2 \times (M+1)^2$, G 元素如下:

$$g_{i, j} = \begin{cases} h_{i, j}, & j \neq (M+1)^2 \\ 1, & j = (M+1)^2 \end{cases} \quad (11)$$

易知矩阵 G 与矩阵 H 的区别在于, 矩阵 G 的最后一列元素为 1, 且矩阵 G 是满秩的, 二维 Markov 链的稳态分布如下:

$$P = (0, 0, 0, \dots, 0, 1)_{1 \times (M+1)^2} G^{-1} \quad (12)$$

由可编码条件可知可编码概率 α 和吞吐量 T 如下:

$$\alpha = \sum_{i=1}^D \sum_{j=1}^D P_{i, j} \quad (13)$$

$$T = P_C(1 + \sum_{i=1}^D \sum_{j=1}^D P_{i, j} - P_{0, 0}) \quad (14)$$

3.2 基于尽力服务的侦听管理策略

当目的节点采用基于尽力服务的侦听管理策略时, 侦听缓存丢弃最新侦听的数据包. 此时, 目的节点 D_B 所采用的缓存管理策略如下: D_B 在接收到编码数据包后, 在解码完成后将侦听缓存中已用于解码的数据包删除; D_B 侦听到编码节点 C 发送给 D_A 的普通数据包后, 删除侦听缓存中相应数据包及先于该数据包侦听到的的同一流的其他数据包. D_A 采用与 D_B 相同的侦听管理策略.

考虑目的节点 D_B 的侦听缓存数据包数目的状态转移如图 3, 其中状态 i 表示当前侦听缓存的数据包数目为 i . 图 3 中从状态 0 到状态 1, 状态 1 到状态 2, \dots , 状态 $D-1$ 到状态 D 的转移速率是 P_a , 表示源节点发送数据包的速率, 此时 D_B 将侦听到的数据包放入侦听缓存, 因而 $P_a = P_A$. 当侦听缓存满时, 目的节点丢弃最新

当 $D \leq M$ 时分析不同的状态转移速率可得到:

$$\begin{cases} P_a = P_A, & i < M \\ P_b = P_B, & j < M \\ P_d = P_C, & i \neq 0 \text{ or } j \neq 0 \\ P_g = P_C, & i < D \text{ and } j < D \\ P_h = P_B, & j > 0 \\ P_m = P_A, & i > 0 \\ P_e = P_C \frac{i+1}{i+j+1}, & i \geq D \text{ or } j > D \text{ or } j = 0 \\ P_f = P_C \frac{j+1}{i+j+1}, & j \geq D \text{ or } i > D \text{ or } i = 0 \end{cases} \quad (4)$$

易知该 Markov 链有限、不可约、非周期, 假设 $P_{i, j}$ 为状态 (i, j) 的稳态分布, 则有:

$$P_{i, j}(P_a + P_b + P_d) = P_{i+1, j}P_e + P_{i, j+1}P_f + P_{i+1, j+1}P_g + P_{i, j-1}P_h + P_{i-1, j}P_m \quad (5)$$

为了表述的方便, 状态 (i, j) 可表示为 k , 其中 $k = (M+1)i + j + 1$, 由于 $0 \leq i, j \leq M$, 状态 (i, j) 与 k 可一一对应, 图 2 中所有状态可表述为如下向量:

$$\begin{aligned} P &= P_{1 \times (M+1)^2} = (P_1, P_2, \dots, P_{(M+1)^2}) \\ &= (P_{0, 0}, \dots, P_{0, M}, P_{1, 0}, \dots, P_{1, M}, \dots, P_{M, 0}, \dots, P_{M, M}) \end{aligned} \quad (6)$$

侦听的数据包并维持原有的状态,图5中同样忽略状态内部之间的转移.从状态1到状态0,状态2到状态1, ..., 状态D到状态D-1的转移速率是 P_s ,表示侦听缓存删除过程.可称 P_a 为到达率, P_s 为服务率.

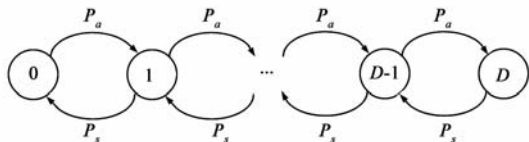


图3 基于尽力服务的侦听缓存状态转移图

假设编码节点在获得信道接入机会时均有数据包传输,编码数据包所占比重为 α .由于编码节点传输编码数据包时,目的节点会将用于解码的数据包删除,此时对应的转移速率是 $P_c \alpha$.当编码节点发送原始数据包时,发送给 D_A 的数据包同样会删除 D_B 侦听缓存中相同的数据包.

当 $D \leq M$ 时,此时侦听缓存趋于满,虚拟队列的平均长度可近似为 $D + (M - D)/2$,相应的转移速率可近似为:

$$\begin{aligned} P_s &= P_c \alpha + P_c \frac{1 - \alpha}{2} \frac{2D}{M + D} \\ &= P_c \left(\frac{D}{D + M} + \frac{M\alpha}{D + M} \right) \end{aligned} \quad (15)$$

基于排队论的知识可设 $\rho = P_a/P_s$,目的节点侦听缓存处于满的稳态概率如下:

$$P(x = D) = \rho^D \frac{1 - \rho}{1 - \rho^{D+1}} \quad (16)$$

编码节点在获得数据传输机会时,试图将两个虚拟队列的队首数据包进行编码并广播,为简化分析,可假设编码节点的两个虚拟队列均非空.假定两个队首数据包分别为 A_x 和 B_y ,为保证编码数据包 $A_x \oplus B_y$ 可被解码,需要 A_x 在 D_B 的侦听缓存中且 B_y 在 D_A 的侦听缓存中,即 S_A 在发送数据包 A_x 时 D_B 的侦听缓存非满、 S_B 在发送数据包 B_y 时 D_A 的侦听缓存非满.因此, A_x 和 B_y 可编码概率可表述为:

$$\alpha = (1 - P(x = D))^2 \quad (17)$$

编码节点可达到的吞吐量 T 近似为:

$$T = (1 + \alpha) P_c \quad (18)$$

综合式(15~17)难以求得 α 的准确解析解,matlab计算结果表明在式(15~17)条件约束下(0,1)区间内仅存在一个 α ,因此可采用迭代法求 α ,具体做法如下:任意选取一个初值 α ($0 < \alpha < 1$),依次计算式(15~17),得到一个新的 α 值,再次计算直到连续两次 α 差值小于一个取定的任意小的正值(数值计算时取 10^{-6}).

4 理论与仿真结果

本节对上文提出的两种侦听管理策略进行理论计

算和仿真对比.主要比较的参数为可编码概率(α)和系统吞吐量(T).其中可编码概率表示编码节点发送数据包时编码数据包所占比重,系统吞吐量表示单位时隙内系统可传输的数据包数目.

仿真的场景如下:固定编码节点处为每个流维护的虚拟队列大小 $M = 80$,对于不同的侦听管理策略,目的节点的侦听缓存大小 D 的取值范围分别为70~80和10~80.为源节点 S_A 、 S_B 和编码节点 C 分配相同的接入带宽,即 $P_A = P_B = P_C = 1/3$.仿真结果与理论结果对比如图4和图5所示.仿真时为取得处于稳态的吞吐量,共执行10000时隙,仅统计后5000时隙的数据.

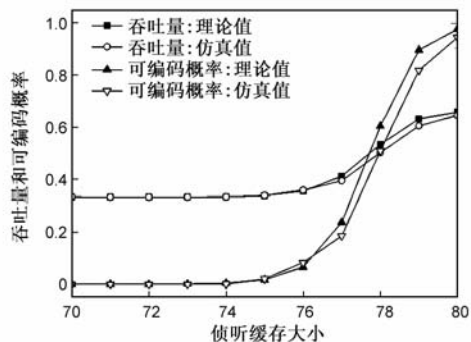


图4 侦听缓存对基于FIFO的侦听管理策略的影响

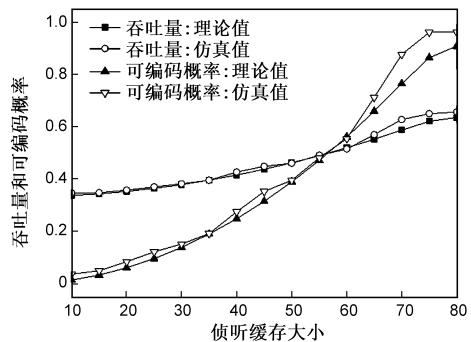


图5 侦听缓存对基于尽力服务的侦听管理策略的影响

在 $D = M$ 的情况下,即侦听缓存大小等于虚拟队列大小,此时,目的节点的侦听缓存包含所有虚拟队列待转发的数据包,因此当编码节点获得传输机会时,仅需虚拟队列均非空,编码节点即可发送编码数据包.基于FIFO的侦听管理策略的理论结果如下: $\alpha = 0.97643$ 、 $T = 0.65844$,与公式(2,3)的分析结果 $\alpha = 0.97546$ 、 $T = 0.65844$ 几乎相同,从另一方面验证了本文分析.由文献[8]得到的公式(2,3)可看作本文工作的特殊情况,理论结果出现的微小误差是由于文献[8]采用简化的一维Markov链稳态分析,而本文采用更加准确的二维Markov链稳态分析.

在 $D < M$ 的情况下,即侦听缓存大小小于虚拟队列,此时,侦听缓存不能包含所有虚拟队列中的数据,因而影响编码节点处的可编码概率和吞吐量.对于基

于 FIFO 的侦听管理策略,随着侦听缓存的减少,可编码概率和吞吐量迅速减少,图 4 的数据显示,当侦听缓存大小为 75 时,采用基于 FIFO 的缓存管理策略所能产生的编码增益可忽略不计,编码节点发送的数据包基本都为简单数据包,此时可编码概率 $\alpha \approx 0$ 、吞吐量 $T \approx P_C$.造成该现象的主要原因是目的节点缓存的数据包很容易被新侦听到的数据包删除,编码节点处的虚拟队列的队首数据包不能进行编码,从而导致很低的吞吐量.

图 5 给出了基于尽力服务的侦听管理策略的理论结果和仿真数据,由于在分析中的近似导致理论结果略微偏小.随着侦听缓存大小的减小,可编码概率和吞吐量相应减少,但相比于基于 FIFO 的侦听缓存管理策略,下降明显缓慢.例如,当 $D = 75$ 、 $M = 80$ 时,若采用基于 FIFO 的管理策略,编码所带来的增益已可忽略不计;而对于基于尽力服务的管理策略,可编码概率的理论值仍可达到 86%.因此,在侦听缓存有限的情况下,基于尽力服务的侦听管理策略存在明显优势,其主要原因在于侦听缓存中的数据包以较大概率被用作解码,提高了侦听缓存利用率,进而提高了吞吐量.

5 基于历史信息的侦听缓存管理

在无线网络中,目的节点通常可侦听到来自于多个邻居节点的数据包,由于可能缓存对解码无用的数据包,会降低有用数据包被缓存的概率,进而降低系统吞吐量.本节提出一种基于历史信息的侦听管理策略,该方案以流为单位,记录一段时间内各流数据包被用作解码的概率,当侦听缓存满时,依概率存储侦听到的来自不同流的数据包.

假设目的节点可侦听到的流共有 n 个,目的节点记录时间 T_n 内所有流被用作解码的数据包数目 $W(i)$,其中 $1 \leq i \leq n$,称 $W(i)$ 为流 i 的权重.当侦听缓存非满时,将信道侦听获取的数据包缓存;而当侦听缓存满时,目的节点对流 i 以式 (19) 所述概率缓存,并删除权重最小流的最早侦听到的数据包,如果侦听缓存中的数据包均属同一流,采用基于尽力服务的侦听管理策略,拒绝缓存该数据包.其中 T_n 反映了判断准确度,其值越大准确度越高.

$$P(i) = \frac{W(i)}{\sum_{k=1}^n W(k)} \quad (19)$$

对于图 1 所述拓扑中的 D_B 来说,当存在其他的干扰流时,经过时间 T_n 的侦听和记录,目的节点 D_B 发现只有来自源节点 S_A 的数据包才会被用作解码,而来自干扰流的数据包不会被用作解码.因此在时间 T_n 之后,目的节点在侦听缓存满并且侦听到来自 S_A 的数据

包时,会删除干扰流在缓存中的数据包,从而消除干扰的影响,达到无干扰时的吞吐量.采用基于历史信息侦听管理策略可降低或消除干扰流的影响,再结合使用基于尽力服务的策略,可进一步提高缓存数据包被解码的概率,进而获得更大的编码增益.

当编码流发生切换时,例如原先的编码流变成干扰流,干扰流变成编码流时,由于侦听缓存总会存在非满的情况,因此,其余流的数据包也会被缓存,当发生流切换时,原先的干扰流同样存在被用作解码的情况,通过一段时间的调整,目的节点将会获取新的权重值,从而进行正确的缓存判断.

在对比试验中,目的节点对所有流采取公平算法,即在侦听缓存满并侦听到新的数据包时,计算侦听缓存中该流已有数据包所占比例 θ ,以 $1 - \theta$ 的概率选择删除最早侦听的其他流的数据包并缓存该数据包.由于依概率覆盖已有数据而不总是覆盖最早侦听的数据包,保持了一定的编码机会并保证一定的公平性.易知当侦听缓存均为该流数据包时,不缓存新侦听到的数据包,此时所采用的策略为基于尽力服务的侦听管理策略.实验中在图 1 所述拓扑的基础上新增干扰目的节点 D_B 的数据流,设定 $D = M = 100$,源节点和编码节点分配相同的带宽, T_n 取 200 时隙,改变干扰流信道接入概率,统计可编码概率和吞吐量.仿真对比如图 6 和图 7.

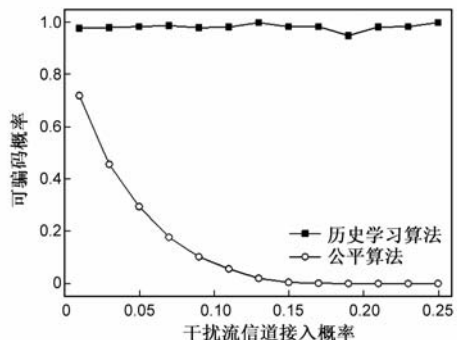


图6 干扰流信道接入概率vs可编码概率

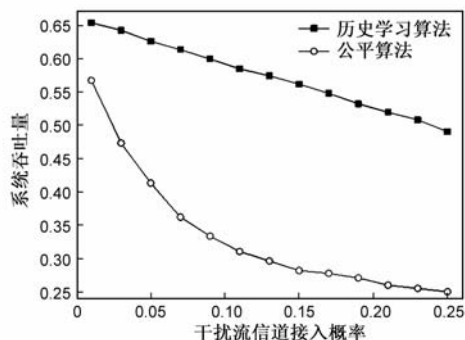


图7 干扰流信道接入概率vs系统吞吐量

图 6 中公平算法的可编码概率和吞吐量随着干扰流信道接入概率增加而迅速降低,这是由于干扰流的

数据包占用了部分侦听缓存空间并删除缓存的编码流数据包;而采用基于历史信息的学习算法,由于目的节点可识别出编码流并进行有选择的侦听、缓存,可编码概率维持在 0.98 左右.如图 7 所示,由于干扰节点接入概率的线性增加,导致编码节点吞吐量的线性递减.基于历史信息的侦听管理策略,通过历史学习的方法,不需要节点之间的交互即可实现侦听缓存的高效使用,进而提高了系统吞吐量.

6 结论

本文主要分析了较为简单的“X”型拓扑在侦听缓存有限时基于 FIFO 和尽力服务的侦听管理策略的可编码概率和系统吞吐量,对比前者,理论和仿真结果均表明:后者通过代价较小的侦听数据包管理,提高侦听缓存中数据包被用作解码的概率,进而提高可编码概率和吞吐量.针对多流的复杂场景,本文提出了基于历史信息进行学习的侦听管理策略,不需要节点间的数据交互即可识别编码流,从而高效使用侦听缓存并提高系统吞吐量.进一步工作可考虑更为复杂的拓扑,并与接入技术相结合,分析侦听缓存管理带来的性能增益.

参考文献

- [1] Ahlswede R, et al. Network information flow[J]. IEEE Transactions on Information Theory, 2000, 46(4): 1204 – 1216.
- [2] 卢冀,肖嵩,吴成柯.基于机会式网络编码的低时延广播传输算法[J].电子学报,2011,39(5):1214 – 1219.
Lu Ji, Xiao Song, Wu Cheng-ke. Opportunistic network coding based delay-sensitive broadcast transmission algorithm[J]. Acta Electronica Sinica, 2011, 39(5): 1214 – 1219. (in Chinese)
- [3] 肖潇,王伟平,杨路明等.基于网络编码的无线网络广播重传方法[J].通信学报,2009,30(9):69 – 75.
Xiao Xiao, Wang Wei-ping, Yang Lu-ming, et al. Wireless broadcasting retransmission approach based on network coding[J]. Journal on Communications, 2009, 30(9): 69 – 75. (in Chinese)
- [4] Katti S, et al. XORs in the air: practical wireless network coding[J]. IEEE/ACM Trans. on Networking, 2008, 16(3): 497 – 510.
- [5] Chi Kaikai, Jiang Xiaohong, Horiguchi S. Network coding opportunity analysis of COPE in multihop wireless networks[A]. Wireless Communications and Network Conference [C]. Las Vegas: IEEE Computer Society, 2008. 2858 – 2863.
- [6] Ma Yi, et al. On the characteristics of queueing and scheduling at encoding nodes for network coding[J]. International Journal of Communication Systems, 2009, 22(6): 755 – 772.
- [7] 樊平毅.网络信息论[M].北京:清华大学出版社,2009.

Fan Pingyi. Network Information Theory [M]. Beijing: Tsinghua University Press, 2009. (in Chinese)

- [8] Le Jilin, JCS Lui, Chiu Dah Ming. How many packets can we encode? -An analysis of practical wireless network coding [A]. Proceedings of the 27th IEEE International Conference on Computer Communications [C]. Phoenix: IEEE Computer Society, 2008. 371 – 375.
- [9] 黄辰,王芙蓉,戴彬,等.基于网络编码的无线自组织网分发机制[J].电子学报,2010,38(8):1852 – 1857.
Huang Chen, Wang Fu-rong, Dai Bin, et al. Network coding based data dissemination in wireless ad hoc networks[J]. Acta Electronica Sinica, 2010, 38(8): 1852 – 1857. (in Chinese)
- [10] Le Jilin, JCS Lui, Chiu Dah Ming. DCAR: Distributed coding-aware routing in wireless networks [A]. Proceedings of 28th IEEE International Conference on Distributed Computing Systems [C]. Beijing: IEEE Computer Society, 2008. 462 – 469.
- [11] Omiwade Soji, Zheng Rong, Hua Cunqing. Practical localized network coding in wireless mesh networks [A]. Fifth Annual IEEE Communications Society Conference on Sensor, Mesh and Ad Hoc Communications and Networks [C]. Crowne Plaza: IEEE Computer Society, 2008. 332 – 340.
- [12] 王晓东,霍广城,孙海燕,等.移动自主网中基于部分网络编码的机会主义路由[J].电子学报,2010,38(8):1736 – 1740.
Wang Xiao-dong, Huo Guang-cheng, Sun Hai-yan, et al. An opportunistic routing for MANET based on partial network coding[J]. Acta Electronica Sinica, 2010, 38(8): 1736 – 1740. (in Chinese)

作者简介



汪 玉 男,1987 年 11 月出生,安徽合肥人.2007 年毕业于中国科学技术大学电子工程与信息科学系.现为硕博连读生,研究方向为无线网络下的网络编码.

E-mail: wangyu@mail.ustc.edu.cn



卢汉成 男,1977 年 6 月出生,湖北通城人.副教授,研究方向为下一代互联网、P2P 网络以及极端网络环境下的路由机制.

E-mail: hclu@ustc.edu.cn

洪佩琳(通信作者) 女,1961 年 5 月出生,浙江宁波人.教授、博士生导师,研究方向为网络通信与网络安全.

E-mail: plhong@ustc.edu.cn