

基于预测的机会式网络编码

刘外喜^{1,2}, 余顺争², 高鹰¹, 胡晓¹

(1. 广州大学 电子信息工程系, 广东 广州 510006; 2. 中山大学 电子通信工程系, 广东 广州 510006)

摘要: 针对理论网络编码在实际应用上的缺陷, 以及现有机会式网络编码完全依赖于消息偷听导致应用场合的局限性, 以完全不同于网络编码优化问题的思路, 提出了基于预测的机会式网络编码的方法。其主要思想是: 基于网络流量的自相似性, 利用 EMD (经验模式分解) 和 ARMA (自回归滑动平均) 预测下一个报文的到达时间, 综合计算编码时间、为了编码而等待的时间、传输时间等要素, 从而决定是否编码。推导出了网络编码在不同情况下要实现吞吐量正增益可以等待的时间上界。仿真实验结果显示, 在吞吐量上, 提出的方法相对于理论网络编码平均提高 15% 左右, 相对于当前的存储转发平均提高 21% 左右。在提高吞吐量的基础上, 提出方法也可有效地降低网络的能量消耗。

关键词: 机会式网络编码; 预测; 吞吐量; 最长等待时间; 经验模式分解

中图分类号: TP393

文献标识码: A

文章编号: 1000-436X(2013)04-0036-11

Opportunistic network coding based on prediction

LIU Wai-xi^{1,2}, YU Shun-zheng², GAO Ying¹, HU Xiao¹

(1. Department of Electronic and Information Engineering, Guangzhou University, Guangzhou 510006, China;

2. Department of Electronic and Communication Engineering, Sun Yat-Sen University, Guangzhou 510006, China)

Abstract: Since pure theory network coding had some drawbacks in practical network, however current opportunistic network coding fully depends on overheard information. Thus, in a radically different way from network coding optimization, a novel opportunistic network coding scheme was proposed which was based on prediction (ONCP). The main idea of ONCP was: firstly, arrival time of next packet in a node was predicted for the self-similarity of network traffic; secondly, encoding time, waiting time for coding, transmission time and other factors were taken into account together to determine whether this packet was coded in this node. A theorem—maximum waiting time for was proved network coding in order to obtain throughput gain. Simulation results show that ONCP improves throughput by 15% compared to pure theory network coding and by 21% compared to traditional store-forward. ONCP can also effectively reduce energy consumption while improving throughput.

Key words: opportunistic network coding; prediction; throughput; maximum waiting time; EMD

1 引言

自 2000 年 R Ahlswede、蔡宁等人提出网络编码^[1,2] (network coding) 的概念以来, 网络编码就一直是一个研究热点, 并在实际中得到了应用。引入网络编码最初是为了解决多播中的最大流最小割问题, 但随着研究的进一步深入, 发现网络编码

在提高网络吞吐量, 改善负载均衡, 减小传输延迟, 节省节点能耗, 增强网络顽健性等方面均显示出优势, 可广泛应用于 ad hoc 网络、传感器网络、P2P^[3] 内容分发和网络安全^[4] 等领域, 关于网络编码更多的信息可参考文献[5]。毋庸置疑, 网络编码展现了巧妙的思想和生机勃勃的应用前景。

同时, 网络编码也是一把双刃剑, 一直以来,

收稿日期: 2012-03-09; 修回日期: 2012-06-20

基金项目: 国家自然科学基金资助项目广东联合基金重点项目(U0735002); 国家自然科学基金资助项目(60970146, 61202271); 广东省自然科学基金资助项目(S2011040004068, S2012040007184)

Foundation Items: NSFC-Guangdong Joint Funds (U0735002); The National Natural Science Foundation of China (60970146, 61202271); The Natural Science Foundation of Guangdong Province (S2012040004068, S2012040007184)

人们都在强调网络编码的优点,如提高吞吐量,传输可靠性,减少信息传输次数进而降低能耗等,但是忽视了网络节点为了实现这些优点而付出的代价,如编码带来的时延、计算的复杂性,编码本身带来的能耗等。所以说,并不是在任何时候、任何应用场景中,网络编码都能够调高吞吐量,尤其是当编码机制试图贪心地利用一切编码机会的时候,反而会降低性能^[6]。所以,如何从系统论的观点综合考虑这些利弊,使系统整体最优成为了一个新的研究热点。机会式网络编码(ONC, opportunistic network coding)^[7]的研究应运而生,ONC可以减少信息传输次数^[7,8],提高吞吐量^[9],能量利用效率^[10]和传输可靠性^[11]等,相关工作请见第2节。

本文提出了基于预测的机会式网络编码(ONCP, opportunistic network coding based on prediction),它是在与现有工作不同的方向上利用不同的方法研究有关网络编码机会问题的。ONCP的主要思想是:利用网络流量的自相似性,预测下一个报文的到达时间,综合计算编码时间,为了编码而等待的时间,传输时间等要素,从而判断出编码是否会提高系统的整体吞吐量,从而决定是否编码。实验结果表明本文方法不仅可以提高系统的吞吐量,同时也可以降低网络的能耗。

2 相关工作

Katti等人^[7]提出了适用于无线网络的实用化网络编码的架构——COPE,其主要思想是:利用无线网络中信道的广播特性,各节点将其偷听到的所有信息存储起来,并且节点之间互相交换各自存储的信息;然后,节点分析自己和邻居节点所掌握的信息情况以及邻居节点的需求,寻找一个最佳的编码方案,使邻居节点都能获得自己所需要的信息,以期获得最大的系统吞吐量增益。可以看出,偷听到的信息是这种方法判断编码机会的基础,所以不可靠,具有随机的波动性,并且编码机会是被动的。在其应用过程中,如果所有路由节点都没有编码机会,那么网络吞吐量将不会有任意的提高。针对COPE被动的缺点,SENGUPTA S^[12]、杨林等人^[13]提出利用路由协议来主动地寻找编码机会。

在无线网络环境下,在实现交互会话(inter-session)网络编码时,各个会话(session)之间的速度匹配与否决定了节点所能够偷听到信息的数量,而偷听到的信息数量又决定了编码机会的多少,而机会的多

少又决定了系统吞吐量的增益大小。为此,Yuchul Kim^[11]提出了利用速率自适应的方法来提高Inter-session网络编码中的吞吐量增益,Tae-Suk Kim^[14]、Raju Kumar等^[15]也提出了类似的思想。这类思想为了实现速率匹配,有的时候需要降低局部节点的速率,这样做显然导致整个系统无法发挥最大的性能。文献[16]试图从系统论的观点出发,在基于网络编码的无线网络中找出时延、分组丢失率、能源消耗之间最佳的平衡点,实际上也就是找出最佳的编码机会,使系统整体最优。

从以上的分析可以看出,现有工作的一个共同点是基于无线网络信道特有的广播特性,各节点偷听到信息的多少决定了编码机会的多少。鉴于有线、无线网络信道的根本区别,这些方法不能够很好地应用于有线网络,而本文讨论的正是在有线网络中如何利用流量的自相似性来发现编码机会,并且也不需要调整速率,进而可以最大可能地提高系统吞吐量。

另一个与本文相关的研究领域是网络编码的优化问题^[17],它是指在给定的网络拓扑结构上,对于某个优化目标,在保证所有节点达到理论多播速率的前提下,尽可能地降低网络各种开销,目前研究最多的优化目标是:最小花费多播,无向网络的最大吞吐率,最小编码节点、编码边,文献[18]对此做了综述。即使文献[19]也考虑到了与本文比较接近的目标——编码开销——链路开销的联合优化,但该类问题与本文关注的方向不一样。网络优化问题关注的是如何对既定的网络寻找最佳的设计部署方案,实际上是一个事前的规划问题,由于计算时间较长,需要离线进行,并且当被优化的网络在拓扑结构或节点、边性能上变化时,都需要重新优化,这是一个宏观规划的问题。

而本文讨论的是不针对任何特定拓扑的、实时在线地发现最佳机会的编码方案。由于实时、在线的需要导致每个节点无法都掌握全局信息,但本文通过促使每一个节点在微观上都做出自己最优的决定,来实现宏观的整体最优化。

3 基于预测的机会式网络编码

3.1 系统模型

图1是经典的网络编码的碟形,图1(a)是同一个流内部报文之间的编码,图1(b)是2个流之间报文的编码。在图1(a)中,S是信源,T1、T2是信宿,各个边的带宽均为1比特/单位时间。

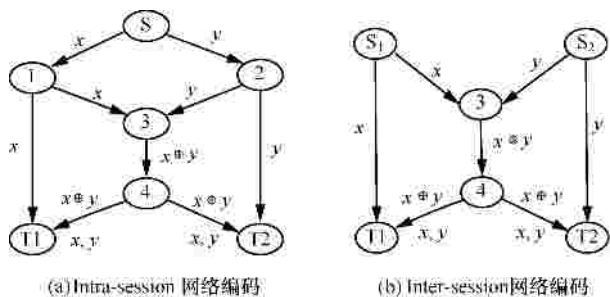


图 1 网络编码模型

现要将 2bit 数据 x, y 同时从 S 传到 $T1, T2$ 。易知, S 与 $T1, T2$ 之间都分别存在 2 条独立路径, 若采用传统路由方法, 由于两组路径间存在共有链路 $3 \rightarrow 4, x, y$ 不能同时在链路 $3 \rightarrow 4$ 上传输, 则 S 到 $T1, T2$ 的最大信息流速率为 1.5 比特/单位时间; 若采用网络编码方法, 在节点 3 上对 x, y 执行异或运算后转发, 则节点 $T1$ 可以通过计算 $x \oplus (x \oplus y)$ 解出 y , 同理, $T2$ 也可以解出 x , 从而使 S 到 $T1, T2$ 的信息流速率达到 2 比特/单位时间, 带宽利用率提高 33%。而在图 1(b)中, S_1 需要将 x 发送到 $T1, T2, S_2$ 需要将 y 发送到 $T1, T2$, 其他条件和图 1(a)的相同, 如上分析, 通过网络编码同样可以实现带宽利用率的提高。

但是, 在以上的理论推导中, 要实现预期的增益, 隐含了一个前提假设, 即假设全网是同步的, x, y 会同时到达节点 3, 而在基于分组传输的实际互联网中, 由于链路的异构性、网络状况的差异性, 这一假设经常不成立。也就是说 x, y 不一定总是会同时到达节点 3, $x \oplus y$ 也会随机地到达 $T1, T2$ 节点, 那么为了实现编码, 就需要 x 和 y 之间的互相等待; 同样, 为了实现解码, 需要 x 和 $x \oplus y$, 以及 y 和 $x \oplus y$ 之间的互相等待, 而等待就产生了延迟和分组丢失, 进而降低系统吞吐量。同时, 编码也需要时间, 节点 3 到节点 4 传输也需要时间, 所以并不是任何时候的编码都会节省时间。

那么, 编码时间、等待时间以及传输时间之间到底要满足什么样的条件编码才有意义, 即怎样才能带来吞吐量的提升?

3.2 基于流量自相似性的预测

3.2.1 网络流量的自相似性和长相关

自从文献[20,21]发现局域网和广域网中的流量具有自相似 (self-similarity) 的性质以来, 各种类型网络中在各个网络协议层次的流量都被研究发现具有自相似性, 现在人们已经普遍认为自相似性是

分组网络中流量的固有性质^[22]。

对于随机过程 $X(t)$, 如果对于 $a > 0, t > 0$, 存在 H 值使得下式成立

$$X(t) \stackrel{\text{dis}}{=} a^{-H} X(at) \tag{1}$$

则称 $X(t)$ 具有严格自相似性, 这里的 $\stackrel{\text{dis}}{=}$ 表示有限维分布意义上相等, H 是衡量自相似性程度的参数 (即 Hurst 参数), $H \in (0, 1)$, 如果 $H > 0.5$, 说明 $X(t)$ 有自相似性, H 值越大, 自相似性越强。

这说明: 一个随机过程 $\{X(t), -\infty < t < \infty\}$ 在时间上进行压缩或扩展时, 其统计特性不变。自相似过程是在统计意义上具有尺度不变性的一类随机过程, 从这一点上来说, 自相似过程实际上是在随机过程中引入了分形的概念。

长相关 (LRD, long range dependent) 是自相似特性的一个明显特征。设 $X(t)$ 是连续随机过程, $R(t)$ 是该随机过程的相关函数, 如果 $\int_0^\infty R(t) dt = \infty$, 则称 $X(t)$ 是长相关过程。

也就是说, $X(t)$ 的当前值与它的所有历史有关, 或者更进一步地讲, 利用当前和过去的值可以预测未来值。

3.2.2 自相似网络流量预测

网络流量的预测对网络的规划设计、流量工程、QoS 保证具有重要意义, 预测也是本文的机会式网络编码的基础, 而正是因为流量具有自相似性和长相关性, 使得预测成为了可能。

目前主要有以下方法进行预测: 线性预测, 最著名的应当是以自回归 AR 模型、滑动平均 MA 模型和 ARMA 模型为代表的回归类模型, 还包括分数自回归滑动平均 (FARIMA) 模型^[23]等; 非线性预测, 以神经网络 (ANN) 为代表的, 具有不依赖先验知识或规则为前提的自适应学习能力。

近年来, 又提出了将具有自相似性的流量数据转化为短相关数据, 再利用短相关模型加以建模和预测的方法, 这样可以有效地减小计算复杂度。

出于对算法复杂度、计算开销、存储开销、预测精度的综合折中考虑, 本文使用一种基于 EMD (empirical mode decomposition)^[24] 的 ARMA (自回归滑动平均) 模型预测自相似网络流量的方法^[25], 其主要步骤如下。

1) 利用 EMD 方法将自相似网络流量分解为若干个短相关序列——IMF (intrinsic mode functions,

固有模式函数)，从而将长相关序列建模预测问题转化为对若干个短相关序列的建模和预测，可有效地降低模型的复杂度，减少计算开销。

2) 利用 ARMA 模型优秀的短相关预测能力，对分解后的各个 IMF 序列进行预测。

3) 将分别预测到的各 IMF 序列进行合成，就得到原始信号的预测信号。

本文基于 EMD 的 ARMA 的预测系统框如图 2 所示，主体包括 EMD 分解和 ARMA 模型建立以及预测 3 个模块。由于网络流量的自相似性质，将历史数据作为训练数据来确定 ARMA 模型参数并不会影响参数的正确性，然后利用这一模型参数去帮助在线的实时预测。互联网的原始数据经过简单的预处理后进入到 EMD 进行 IMF 分量的分解，然后根据模型参数对各 IMF 进行预测。同时，设立一个定时器 (timer)，定期地用实时数据更新训练数据，保持模型参数的时效性。

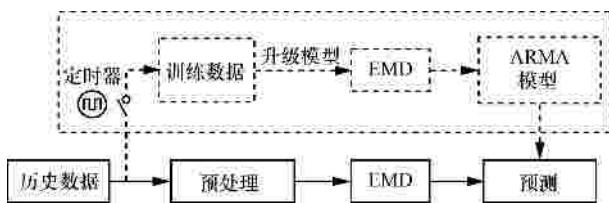


图 2 预测系统框图

限于篇幅，这里只对其中起到关键作用的 EMD 做介绍。EMD 算法假设任何信号都是由若干个 IMF 组成的，这些 IMF 需要满足以下条件。

1) 整个信号上，极值点的个数和过零点的个数相差不大于 1。

2) 在任意点处，上下包络的均值为 0。

每一个 IMF 可通过如图 3 所示的算法得到，图 3 中的 $SD < ?$ ，具体表示为式 (2)。

$$SD = \left[\sum_{t=0}^T \frac{[h_{k-1}(t) - h_k(t)]^2}{h_{k-1}(t)^2} \right]^{1/2} ? \quad (2)$$

经过 k 次迭代后，式(2)判断 $h_k(t)$ 是否为 IMF 分量的条件： $h_k(t)$ 与前一次迭代结果 $h_{k-1}(t)$ 之间的均方根差值如果小于某一预定数值，则可将 $h_k(t)$ 视为满足条件的第 i 个 IMF 分量。 $?$ 值越小，最终得到的满足式(2)的 $h_k(t)$ 越接近真实的 IMF 分量^[25]，本文中，将此阈值设定为 0.15。最终结束后，原始信号 $x(t)$ 可由 n 个 IMF 分量和一个残余量的和组成，可表示为： $x(t) = \sum_{i=1}^n c_i(t) + r_{k+1}(t)$ ，其中 $c_i(t)$ 是 IMF

分量， $r_{k+1}(t)$ 是残余分量^[26]。

3.3 基于预测的机会式网络编码的理论分析

经过上文的分析发现，如果能够预测下一个报文的到达，就可知道需要等待的时间，那么就判断在什么情况下的编码可以提高性能，下面以如图 1(b)所示的 Inter-session 网络编码的模型为例进行理论分析，Intra-session 网络编码也可以按照同样思路分析，限于篇幅，在此不再赘述。

3.3.1 网络编码实现正增益的条件

x 、 y 分别处于不同的 session，设节点 3 的编码时间为 c (包括读内存、编码的计算等因编码而需额外增加的时间)， S_1-3 和 S_2-3 链路上 2 个 session 的报文在节点 3 互相等待的时间为 w ，关于 w 更加详细的含义请见 3.3.2 节，节点 3 到节点 4 的传输时间为 t 。在节点 3 进行 ONCP 的情况下，设报文从进入节点 3 到进入节点 4 的时间为 T_1 ；在节点 3 未编码情况下，设报文从进入节点 3 到进入节点 4 的时间为 T_2 。那么分析后可发现下式成立：

$$T_1 = w + c + t \quad (3)$$

$$T_2 = \begin{cases} 2t, & t > w \\ t + w, & t \leq w \end{cases} \quad (4)$$

显然，只有 $T_1 < T_2$ 的时候，编码才能够节省时间，同时带来吞吐量正增益。设因编码而节省的时间为 $A = T_2 - T_1$ ，那么

$$A = T_2 - T_1 = \begin{cases} t - w - c, & t > w \\ -c, & t \leq w \end{cases} \quad (5)$$

显然，只有 $A > 0$ ，编码才意义。由于 c 、 w 、 t 都是正实数，很容易证明如下结论。

结论 1 在基于编码的系统中，当 $w < t - c$ ，并且等待时间为 w ，编码才能够带来吞吐量的正增益，此时，节省的时间是 $A = t - w - c$ 。

结论 1 实际上表明：编码节点上报文互相等待最长的时间是 $t - c$ ，超过这个上界等来的编码对吞吐量不会改善反而会降低。

由于任何预测方法都有误差，因此当用理论推导出来的结论 1 来判断是否编码时，实际上并不能够达到最优。例如，假设预测值是 $w > t - c$ ，而实际值 $w' < w$ ，并满足 $w' < t - c$ ，那么此时将会带来“错失编码机会”的问题；而另外一种情况是：假设预测值是 $w < t - c$ ，而实际值 $w' > w$ ，并且 $w' > t - c$ ，那

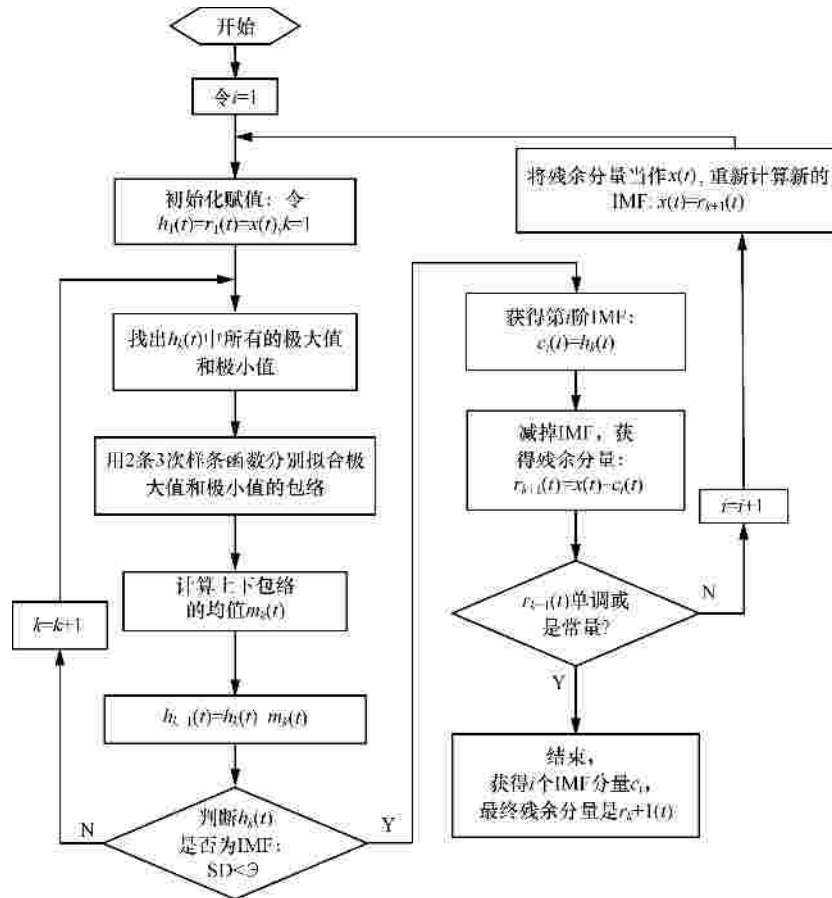


图 3 EMD 算法流程图

么此时如果等待 w 将会浪费时间 w 而不会得到编码机会, 而如果等待 w' 则等到了编码机会, 但由于违背了结论 1 而致使系统的吞吐量下降, 不管哪种情况都是“无效等待”, 所以在实际设计中需要进一步考虑预测误差的存在。

在考虑了预测误差的因素后, 得到结论 2。

结论 2 在基于编码的系统中, 在第 n 次预测中, 设报文之间互相等待时间的预测值为 w , 预测值和实际值之间的预测误差为 v , 那么只有当 $w < t - c - v$, 并且等待时间为 $w - v$, 才会获得吞吐量的正增益。

当 $v=0$, 结论 2 等价于结论 1, 这进一步说明了结论 2 是结论 1 在实际系统中的推广。通过结论 2 来判断是否编码, 就可以避免如上所述由于结论 1 所带来的“错失编码机会”和“无效等待”问题。

在本文中, 第 n 次预测的误差 v 是通过以下方法得到的: 前 $n-1$ 次预测值的标准误差 (记作 v_n)。通过这样一种基于历史数据的在线训练的计算方法可以提高 v 的精确度, 进而可以提高系统的性能, 其计算公式如下

$$\begin{cases} v_n = \sqrt{\frac{\sum_{i=1}^{n-1} (w_i - w'_i)^2}{n-1}}, n = 2, 3, 4, \dots \\ v_1 = 0 \end{cases} \quad (6)$$

在式(6)中, w_i 表示第 i 次预测时报文之间互相等待时间的预测值, w'_i 表示第 i 次预测时报文之间互相等待时间的实际值。

结论 2 的证明如下。

设预测值为 w , 实际值为 w' , $t - c$ 如前文所述, 那么 w 与 $t - c$ 、 w 与 w' 、 w' 与 $t - c$ 这 3 对变量的关系可以有 8 种组合, 如表 1 所示。表 1 中的 case4 和 case6 由于条件之间的互相矛盾导致不会出现。

对于表 1 中的 case1, 由于 $w' < w$, 同时 v 表示误差, 所以可取 $w' = w - v$, 那么就有 $w' = w - v < t - c$, 联合 $w > t - c$ 的条件, 就有 $t - c < w < t - c + v$, 而此时 $w' < t - c$ 满足结论 1, 那么等待时间 $w' = w - v$ 后的编码会带来正增益。因此,

$$\text{当 } t - c < w < t - c + v, \text{ 等待时间为 } w - v \quad (7)$$

同理, 由 case2 可得到

- 当 $w > t - c + v$ ，等待时间为 0 (8)
 - 同理，由 case3 可得到
 - 当 $w > t - c$ ，等待时间为 0 (9)
 - 那么由式 (7) ~ 式 (9) 可得到
 - 当 $w > t - c$ ，等待时间为 0 (10)
 - 同理，由 case5 可得到
 - 当 $w < t - c$ ，等待时间为 $w - v$ (11)
 - 同理，由 case7 可得到
 - 当 $t - c - v < w < t - c$ ，等待时间为 0 (12)
 - 同理，由 case8 可得到
 - 当 $w < t - c - v$ ，等待时间为 $w + v$ (13)
 - 那么由式 (11) ~ 式 (13) 可得到
 - 当 $w < t - c - v$ ，等待时间为 $w - v$ (14)
 - 那么由式 (10) 和式 (12) 可得到
 - 当 $w > t - c - v$ ，等待时间为 0 (15)
- 因此，结论 2 得证。

3.3.2 报文之间互相等待的时间 w 的含义

如前文所述， w 是判断是否编码的重要依据，而在不同的情况下它有不同的含义，下面说明本文中 w 的含义。

对于图 1(b)所示的拓扑结构，设 S_1 3 链路上来自 S_1 的报文到达序列为 X 序列： $\{X_1, X_2, X_3, \dots, X_i, \dots, X_n\}$ ，这里的 $X_i (i=1, 2, 3, \dots, n)$ 表示第 i 个到达的报文；设 S_2 3 链路上来自 S_2 的报文到达序列为 Y 序列： $\{Y_1, Y_2, Y_3, \dots, Y_j, \dots, Y_m\}$ ，这里的 $Y_j (j=1, 2, 3, \dots, m)$ 表示第 j 个到达的报文。如图 4 所示，虽然 S_1 3 和 S_2 3 链路上报文的到达过程会因为 2 个 session 的报文到达速率差异的不同而不一样，但无论是图 4(a)或图 4(b)中的哪一种情况，都可以将 2 个相近的报文看作是一对，记作 X_i 和 Y_j 。

表 1 w 、 w' 和 $t - c$ 的关系

| case | w 与 $t - c$ 的关系 | w 与 w' 的关系 | w' 与 $t - c$ 的关系 | 等待时间 | 备注 |
|------|-------------------|----------------|--------------------|--------------|--------------|
| 1 | $w > t - c$ | $w' < w$ | $w' < t - c$ | $w' = w - v$ | 可以避免“错失编码机会” |
| 2 | $w > t - c$ | $w' < w$ | $w' > t - c$ | 0 | |
| 3 | $w > t - c$ | $w' > w$ | $w' > t - c$ | 0 | |
| 4 | $w > t - c$ | $w' > w$ | $w' < t - c$ | | 不成立 |
| 5 | $w < t - c$ | $w' < w$ | $w' < t - c$ | $w' = w - v$ | |
| 6 | $w < t - c$ | $w' < w$ | $w' > t - c$ | | 不成立 |
| 7 | $w < t - c$ | $w' > w$ | $w' > t - c$ | 0 | 可以避免“无效等待” |
| 8 | $w < t - c$ | $w' > w$ | $w' < t - c$ | $w' = w + v$ | |

注：表中等待时间为 0 意味着条件不满足结论 1，因此不编码而直接转发。

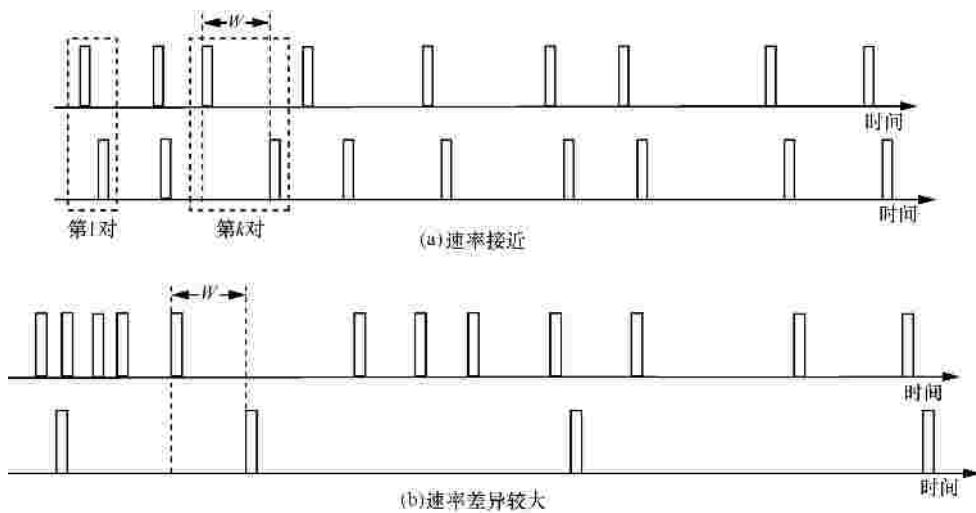


图 4 报文到达过程的 2 种情况

第 1 种情况：理想情况，节点 3 没有背景流量（即没有其他的单播和多播流量），只有 X 序列和 Y 序列，并且不需要排队。那么， w 就是 X_i 和 Y_j 之间到达过程中的等待时间，如图 4 所示。

第 2 种情况：在实际网络中， S_{1-3} 和 S_{2-3} 链路上除了有 X 和 Y 序列的报文以外，还有很多的背景流量，并且节点 3 并不能保证对所有的 session 都可以线速转发，因此节点 3 需要为来自不同源而去往同一目的地的报文设置队列。假设节点 3 为所有来自 S_{1-3} 链路的报文设置队列 p_{13} ；为所有来自 S_{2-3} 链路的报文设置队列 p_{23} ，那么，此时的 p_{13} 中不仅包含 X 序列的报文，还有其他 session 的报文在排队； p_{23} 也是同样的情况。那么此时， w 就不能够仅仅是 X_i 和 Y_j 之间到达过程中的等待时间，还需要考虑各自在队列中的排队时间，也就是说 w 有了新的含义。

设 X_i 进入到 p_{13} 队列，距离发送还需时间 q_1 ，而预测 Y_j 还需要时间 m 才能够到达，而假设 Y_j 在 p_{23} 队列中的排队时间是 q_2 ， w 的含义就如下式所示

$$w = \text{Max} \{q_1, (q_2 + m)\} \tag{16}$$

其中， q_1 、 q_2 是节点 3 容易获得的 2 个常量，本文利用 3.2.2 节的方法需要预测的仅仅是 m 的值。

从式(16)可以看出，当 $q_1 < q_2 + m$ 时， X_i 会先到达发送时刻，如果此时又满足结论 2，即有编码机会和价值，那么此时 X_i 就应该等待，但应该将 X_i 放到队列中的哪个位置来等待比较合适？如果此时再次将 X_i 放到原来的排队队列中，那么此时又会产生新的 q_1 ，随后，那么又必将进入到从式(16)开始的如上所述的一系列判断循环中；当 $q_1 < q_2 + m$ 时，也存在同样问题。

为了解决上述循环问题，在本文中，为每一个会话增加一个专门的编码缓存区，不管 X_i 或 Y_j 哪一个先到达发送时刻，只要通过结论 2 判断有编码的价值，那么就转移到各自的编码缓存区中，进一步等待编码，因缓冲区中的内容较少，所以不存在排队的问题，也就不存在上述的循环问题，具体算法如图 5 所示。

3.3.3 实现基于预测的机会式网络编码的算法

利用结论 2 来判断是否编码，节点 3 执行的基于预测的机会式网络编码的算法主体如图 5 所示，而利用结论 1 来判断是否编码的算法与此类似，限于篇幅，在此不再赘述。

算法 1 基于预测的机会式编码算法

```

1) Set  $t, c, v$ ; //根据历史的记录计算  $t, c, v$  的初始值
2)  $X_i$  or  $Y_j$  arrive; //X 或 Y 序列中的一个报文到达
3) Compute  $q_1, q_2$ ; //计算 X、Y 序列的排队时间
4) Predict  $m$ ; //利用如图 3 所示的算法预测另一序列报文的到达时间  $m$ 
5) Compute  $w$ ; //根据式 (16) 计算需等待的时间  $w$ 
6) If ( $w < t - c - v$ ) //如果满足结论 2,
7) {
8) Case1:  $q_1 > q_2 + m$  // 由于  $q_1 > q_2 + m$ , 此时  $Y_j$  先进入到发送时刻, 但又有编码机会和价值, 所以将  $Y_j$  从常规排队队列转移到编码缓存区, 等待编码
9) Transferred to Coding Cache from regular queue
10) Waiting  $w - v$ ; //根据结论 2 可知, 最长等待时间为  $w - v$ 
11) Network coding; //网络编码
12) Forwarding; //编码后转发到下一跳
13) Case2:  $q_1 < q_2 + m$  // 由于  $q_1 < q_2 + m$ , 此时  $X_i$  先进入到发送时刻, 但又有编码机会和价值, 所以将  $X_i$  从常规排队队列转移到编码缓存区, 等待编码。
14) Transferred to Coding Cache from regular queue
15) Waiting  $w - v$ ; //根据结论 2 可知, 最长等待时间为  $w - v$ 
16) Network coding; //网络编码
17) Forwarding; //编码后转发到下一跳
18) }
19) Else
20) Forwarding; //直接转发
21) Update  $t, c, v$ ; //由于网络状况的变化需要定期的更新  $t, c, v$  的值, 使其更加准确

```

图 5 基于预测的机会式编码算法的主体

4 仿真实验分析

本文使用 NS2^[27]进行仿真，拓扑如图 1(b)所示，网络环境为实际网络（即节点 3 有背景流量，并设置了排队队列）。本文用 NS2 自带的符合 Pareto 分布的 trace 流量模拟实际网络中自相似流量。为了模拟实际网络中全网不同步、链路的异构性，在 S_1 和 S_2 节点的 S_{1-3} 、 S_{2-3} 链路上分别产生参数不一样的 Pareto 流量使 X 、 Y 序列到达节点 3 时各个报文的到达时间不一致。通过改变 Pareto 分布的形状 (shape) 参数来实现 X 、 Y 序列的不同到达过程，进而来模拟网络不同步的程度。

在仿真中，Pareto 分布 trace 流量持续时间都是 60s，分组大小都是 500byte，做完一次后改变 Pareto 分布的形状 (shape) 参数，再重复。

在本文的仿真中，区分了 4 种不同的编码策略：1) 不进行网络编码，即传统的存储转发，简称(NNC, not network coding)；2) 总是网络编码，即在节点 3，不管什么情况，先到的报文总是等待下一个报文进行编码，简称 ANC (always network coding)；3) 基于预测的机会式网络编码，以结论 1 作为判断依据，

简称 ONCP1；4) 基于预测的机会式网络编码，以结论 2 作为判断依据，简称 ONCP2。

4.1 预测系统的性能

本节对如图 2 所示的预测系统的性能进行介绍，包括计算速度和预测精度等。本文对包含 40 000 个报文的实际数据序列进行预测，式(2)中的 $\alpha=0.15$ 。预测系统中各模块的性能表现如表 2 所示，第 2 行是计算时间开销；如果设每个报文大小为 1 500byte，第 3 行是根据计算时间转换而来的计算速度。ARMA 建模和预测模块的速度都超过 1 000Mbit/s，最慢的 EMD 也有 47.041 8Mbit/s，即使将 EMD 分解和 ARMA 建模合并在一起计算，其速度也可达到 45.163 7Mbit/s。

表 2 预测系统的性能

| 模块 | 计算时间开销/s | 计算速度/(Mbit·s ⁻¹) |
|---------------|----------|------------------------------|
| EMD | 10.203 7 | 47.041 8 |
| ARMA Modeling | 0.424 3 | 1 131.275 5 |
| Predicting | 0.186 6 | 2 572.347 3 |

表 2 数据是在 2.8GHz 的 CPU(Intel Pentium 4) 和 2G 内存的 PC 机上测量得到的，实际上，利用路由器中的专门硬件，系统可以运行的更快，完全可以在线地实时预测。

在本文中，用归一化均方误差 NMSE 来评判预测精度，NMSE 定义如下

$$NMSE = \frac{1}{d^2} \times \frac{1}{n} \sum_{i=1}^n [y(i) - \hat{y}(i)]^2 \quad (17)$$

式(17)中的 n 表示网络流量数据的个数， $\hat{y}(i)$ 表示第 i 个网络流量数据的预测值， $y(i)$ 表示第 i 个网络流量数据的实际值， d^2 是预测值的方差。

ARMA 预测各 IMF 分量的 NMSE 结果如图 6 所示。可以看到，各 IMF 的预测精度都比较高，并且随着 IMF 阶数的增加，预测精度以指数的速度提高。

从上文可以看到，整个预测系统可以满足普通速率网络在线实时预测的要求，但 EMD 模块是阻碍预测系统运行于高速骨干网的性能瓶颈，可以通过以下 3 种方法提高 EMD 的速度。

1) 减少 IMF 的数量，将多个 IMF 分量加在一起，作为一个整体进行预测。由于随着 IMF 阶数的增加，IMF 信号的随机性、突发性逐渐减弱，IMF 信号逐渐表现为类似正弦信号的震荡模式，并且如

图 6 所示，随着 IMF 阶数的增加，预测精度以指数的速度提高，因此可以对 IMF1 以外的 IMF 进行合并，即对信号可以只分解为 2 个 IMF：IMF1 和剩余 IMF，剩余 IMF 放在一起预测^[25]，实验证明这样做也不会降低预测精度，NMSE 可达到 0.001 09，这样减少了 IMF 个数，可提高效率。经过改良后，EMD 的速度提高到 90.798Mbit/s。

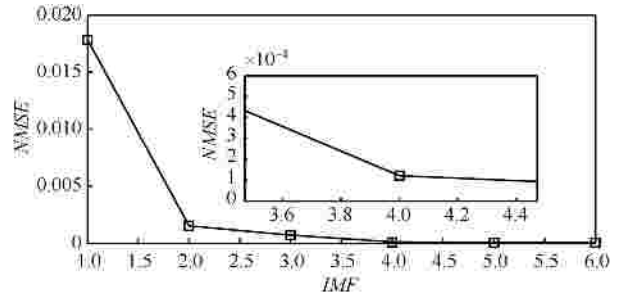


图 6 ARMA 预测各 IMF 分量的 NMSE 值

2) 增大式(2)中的 α ，减少计算时间开销。值越小，最终满足式(2)得到的 $h_k(t)$ 越接近真实的 IMF 分量，那么预测精度就越高，那么满足结论 2 并获得性能正增益的概率也越大，但计算时间开销也越大。同时，实验也证明，预测精度对增大 α 的敏感度比计算时间开销对增大 α 的敏感度要小，限于篇幅，在此就不再赘述。所以在实际应用中，可以综合考虑计算时间开销与期望获得的性能正增益来选择 α 的值，使预测系统整体上达到最优。

3) 剥离出系统的一部分作为离线运行，以减少系统的开销，图 2 所示的虚线部分就可以离线运行。相信依靠 EMD 算法的进一步优化以及硬件的加速作用，本文的系统完全可以满足高速骨干网在线实时预测的要求。

4.2 ONCP 对吞吐量的改善

吞吐量的仿真结果如图 7 所示，即 2 个基于 Pareto 分布的流量的 shape 参数的比值，它反映了 2 个流量报文到达过程的差异程度，相对形状参数越大，2 个流的报文到达过程差异越大。关于 ANC，从图中观察到以下现象。

1) ANC 的吞吐量并不总是比 NNC 高，甚至在大多数的时候，ANC 比 NNC 性能要差，这主要是由于每次因编码而节省的时间并不总会大于等待所花费的时间，即并不总是都会满足结论 2，所以编码次数越多性能越差。

2) 随着相对形状参数的增大，ANC 的吞吐量总体呈下降趋势，这主要是因为当 2 个流到达过程

差异越大，系统需要将更多的时间花费在报文的相互等待过程上面，所以 ANC 的吞吐量会为此而降低，而 ONCP1 和 ONCP2 在报文到达过程差异程度不同的情况下都可以保持相对的平稳。

3) ANC 并不是一直呈直线下降的，在下降的过程中偶尔有一些改善的区间，这是因为在这些区间，虽然相对形状参数较大，但也并不排除 2 个流量中一些报文的到达时间比较接近的可能性，如果此时报文需要等待的时间满足结论 1，那么就可以提高吞吐量，如果这种报文在流量中的比例很高，就会导致相对形状参数大的时候比相对形状参数小的时候的吞吐量还高。

4) ANC 的波动是最大的，这主要是因为：当 2 个流量报文的到达时间比较接近的时候，ANC 工作的较好，吞吐量改善明显；而当 2 个流量报文的到达时间相差较大的时候，ANC 由于等待时间过长而会明显地降低吞吐量，因此急升急降导致波动大。

在吞吐量的改善上，其中，ONCP1 相对于 ANC 有 4.01%~26.56% 的提高；ONCP1 相对于 NNC 大约有 8.5%~12.38% 的提高，ONCP1 相对于 NNC 平均提高 10% 左右。

经过算法改良后的 ONCP2 的性能进一步提高，ONCP2 的吞吐量总是高于 ANC、NNC、ONCP1，并且波动较小，ONCP2 相对于 ANC 大约有 11.05%~32.26% 的提高；ONCP2 相对于 NNC 大约有 14.82%~17.75% 的提高，ONCP2 相对于 NNC 平均提高 15.89% 左右；而 ONCP2 相对于 ONCP1 有了 3.9%~7.07% 的提高，平均改善 5.55% 左右。

4.3 ONCP 对能量的节省

网络编码可以减少数据的发送次数，不仅实现

了吞吐量的提高，也节省了能量，这种能量的节省对无线网络、传感网络等节点能量受限的网络显得尤其重要。理论上讲，编码的次数越多，那么发送数据的次数减少的越多，就意味着节省的能量越多。

如图 8 所示，ONCP 在取得较高吞吐量增益的前提下，能量的节省也不错。其中横坐标依然是相对形状参数，纵坐标是经过 ONCP 编码的报文占有所有发送报文的比例，能够相对地反映能量节省的程度，比例越高，节省的能量越多，ONCP1 平均达到了 20.85% 左右。这个数字看起来不大，没有 ANC 的 100% 那么高，但因为进行 ONCP1 编码的前提是满足结论 1，即可以提高吞吐量，所以这里的 20.85% 是指在提高吞吐量的基础上带来的能量节省，而 ANC 的能量节省却是以牺牲吞吐量为代价的。

经过改良后的 ONCP2 可以避免 ONCP1 带来的“错失编码机会”和“无效等待”问题。如图 8 所示，ONCP2 编码的比例平均达到了 21.73% 左右，相对于 ONCP1 有 4.22% 的改善。此值小于 5.55% (ONCP2 相对于 ONCP1 在吞吐量上的改善平均值)，也就是说编码数量的提高和吞吐量的改善不是完全同步的，这主要是由于 ONCP2 不仅会因为避免“错失编码机会”而增加编码次数，而且也会因为需要避免“无效等待”而导致编码机会的减少。

5 讨论

在前文中讨论了 2 种情况下 w 的含义，实际上还有一种情况需要讨论，那就是在节点 3 没有背景流，但由于 S_{1-3} 和 S_{2-3} 链路到达的报文较快，在节点 3 需要排队，节点 3 分别为 S_{1-3}

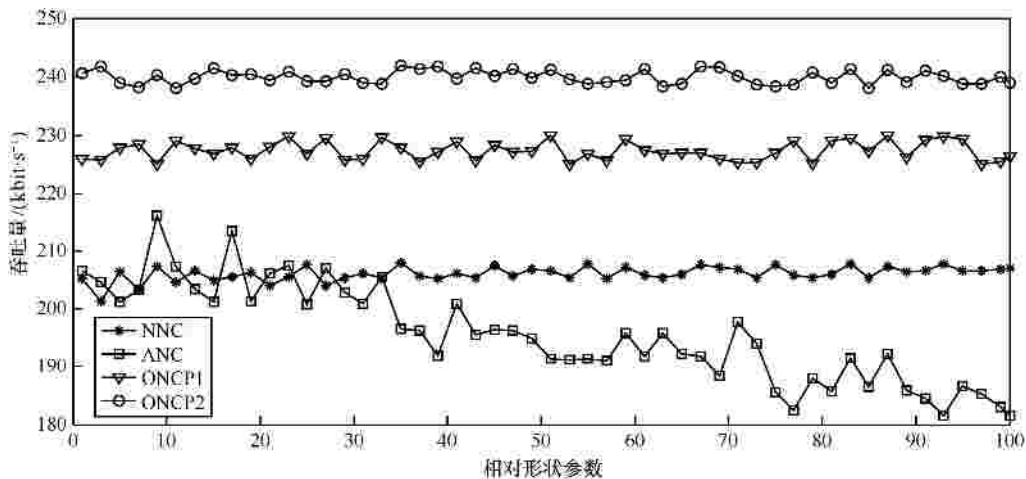


图 7 几种编码方式的吞吐量

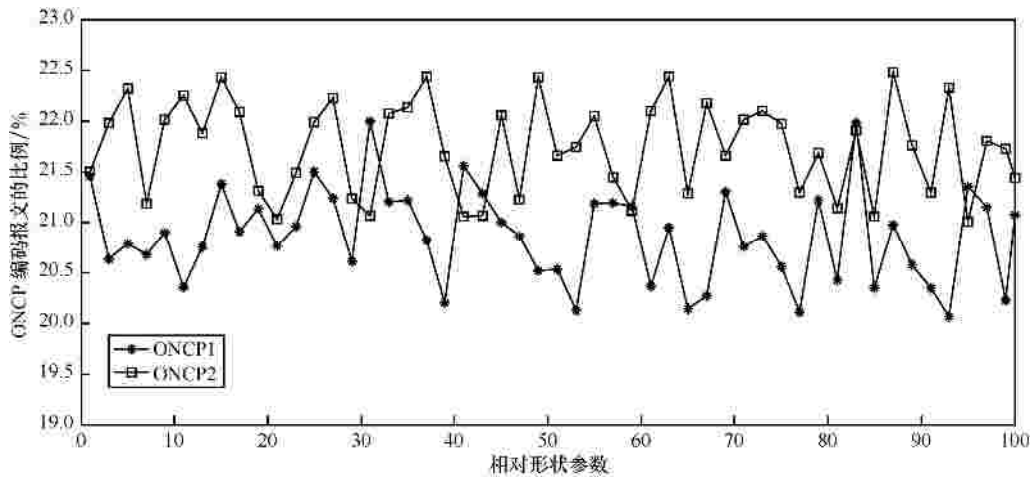


图8 ONCP 编码次数的比例

和 S_2 3 链路的报文设置 X 队列、 Y 队列。在这种情况下，如果 X 队列、 Y 队列都为非空，那显然，对于同时处于队列中的任意 X_i 和 Y_j 进行网络编码都可以带来正增益，并且，对同时处于 X 队列和 Y 队列首部的 X_i 和 Y_j 进行网络编码带来的正增益最大。

因此，需要讨论是在一个队列非空，另一个队列是空的情况。例如，设 Y 队列是空的， X 队列是非空的，依次有 $X_{i-n}, X_{i-n+1}, \dots, X_i$ 在其中排队， X_i 在队列的尾部，在这种情况下，任何时候 Y 队列有一个报文到达，都可以与 X 队列头部的报文进行网络编码，以获得最大的增益。所以，当 X 队列有多个报文排队时，排在队首的报文完全不用等待就可以立即发送，因为队列中还有后续的报文可与即将到来的 Y_j 报文进行编码。

因此，只有当 X 队列仅有一个报文 X_i 时，才需要考虑是否等待。设 X_i 已经排队等待了 q_i 的时间，这时到达了 X 队列的头部，且 X_i 后面没有其他报文在排队； Y 队列下一个要到达的报文是 Y_j ，且预测 Y_j 还需要时间 m 才能够到达。如果 $q_i + m + v < t - c$ ，则令 X_i 再等待 $m + v$ 的时间；否则把 X_i 立即发送出去。如果在 X_i 等待期间，有一个新的报文 X_{i+1} 进入 X 队列排队，这时应该把 X_i 立即发送出去，然后让 X_{i+1} 代替 X_i 等待剩余的时间，此时的 $w = q_i + m$ 。

6 结束语

理论网络编码在实际应用过程中存在缺陷，同时，现有机会式网络编码必须完全依赖于无线信道的广播特性进行偷听；而网络编码的优化问题关注

的是如何对既定的网络寻找事前的最佳规划设计、部署方案，本文克服以上方法的不足，提出基于预测的机会式网络编码，即预测未来，有机会就编码，没有机会就不编码。

本文利用 EMD 将自相似的长相关流量模型用相对简单的短相关模型来替代，然后再利用成熟的 ARMA 进行预测，可有效地降低预测模型的复杂度，将预测的计算开销控制在合理的水平，实现了在线的实时预测。本文的方法既可以应用于无线网络也可应用于有线网络中的 Inter-session 网络编码，并且也不需要调节传输速率。

同时，本文证明了获得吞吐量正增益可以等待的时间的理论上限。仿真实验显示，如果以结论 2 作为判断条件，ONCP 的吞吐量总是高于 ANC、NNC，ONCP 相对于 ANC 有 11.05%~32.26% 的提高，ONCP 相对于 NNC 提高 14.82%~17.75%，平均提高 15.89% 左右。在提高吞吐量的基础上，ONCP 也可有效地降低能量消耗。

延续本文的思想，未来还有很多工作可以做。自互联网被发明几十年以来，网络流量日益庞大，网络应用也呈现多样化，网络的主要应用从最初的 Web 到现在的 P2P，但网络流量一直保持着自相似性^[28]，甚至下一代的 IPv6 网络也依然展现了自相似性^[29-31]。同时，本文是从研究 Inter-session 网络编码出发提出了 ONCP，但 Intra-session 网络编码的等待问题也类似，即使是目前在实际应用中普遍采用的随机线性网络编码方案也同样存在等待问题。所以，这一基于预测的思想有着广泛的应用场合，也可应用于实际网络和 IPv6 网络，笔者在未来的工作中将验证这些设想。

参考文献：

- [1] AHLWEDE R, CAI N, LI S Y R, *et al.* Network information flow[J]. IEEE Transactions on Information Theory, 2000, 46(4): 1204-1216.
- [2] LI S Y R, YEUNG R W, CAI N. Linear network coding[J]. IEEE Transactions on Information Theory, 2003, 49(2): 371-381.
- [3] CHU X, JIANG Y. Random linear network coding for peer-to-peer applications[J]. Network, IEEE, 2010, 24(4): 35-39.
- [4] 刘外喜, 余顺争, 蔡君. 安全的网络编码所面临的挑战和对策[J]. 计算机科学, 2011, 38(6): 20-27.
- LIU W X, YU S Z, CAI J. Secure network coding: challenges and solution[J]. Computer Science, 2011, 38(6): 20-27.
- [5] HO T, LUN D S. Network Coding: an Introduction[M]. Cambridge Univ Pr, 2008.
- [6] CHAPORKAR P, PROUTIERE A. Adaptive network coding and scheduling for maximizing throughput in wireless networks[A]. Proceedings of the 13th Annual ACM International Conference on Mobile Computing and Networking[C]. Montreal, QC, Canada, 2007. 135-146.
- [7] KATTI S, RAHUL H, HU W, *et al.* XORs in the air: practical wireless network coding[J]. IEEE/ACM Transactions on Networking (TON), 2008, 16(3): 497-510.
- [8] LE J, LUI J, CHIU D M. DCAR: Distributed coding-aware routing in wireless networks[J]. IEEE Transactions on Mobile Computing, 2010, 9(4): 596-608.
- [9] YOMO H, POPOVSKI P. Opportunistic scheduling for wireless network coding[A]. Proceedings of IEEE International Conference on Communications (ICC'07)[C]. Glasgow, Scotland, 2007. 5610-5615.
- [10] CUI T, CHEN L, HO T. Energy efficient opportunistic network coding for wireless networks[A]. Proceedings of the 27th Conference on Computer Communications[C]. Phoenix, AZ, USA, 2008. 361-365.
- [11] KIM Y, DE VECIANA G. Is rate adaptation beneficial for inter-session network coding[J]. IEEE Journal on Selected Areas in Communications, 2009, 27(5): 635-646.
- [12] SENGUPTA S, RAYANCHU S, BANERJEE S. An analysis of wireless network coding for unicast sessions: the case for coding-aware routing[A]. Proceedings of 26th IEEE International Conference on Computer Communications. IEEE (INFOCOM 2007)[C]. Anchorage, Alaska, USA, 2007. 1028-1036.
- [13] 杨林, 郑刚. 无线多跳网中具有网络编码意识的机会路由协议[J]. 清华大学学报: 自然科学版, 2011(10): 1713-1717.
- YANG L, ZHENG G. Network coding aware opportunistic routing protocol in wireless multihop networks[J]. J Tsinghua Univ (Sci & Tech), 2010, 50(10): 1713-1717.
- [14] KIM T S, VURAL S, BROUSTIS I, *et al.* A framework for joint network coding and transmission rate control in wireless networks[A]. Proceedings of The 29th Conference on Computer Communications. IEEE (INFOCOM 2010)[C]. San Diego, CA, USA, 2010. 1-9.
- [15] KUMAR R, TATI S, DE MELLO F, *et al.* Network coding aware rate selection in multi-rate IEEE 802.11[A]. Proceedings of 18th IEEE International Conference on Network Protocols (ICNP 2010)[C]. Kyoto, Japan, 2010. 92-102.
- [16] CHEN W, LETAIEF K B, CAO Z. Opportunistic network coding for wireless networks[A]. Proceedings of IEEE International Conference on Communications (ICC'07)[C]. Glasgow, Scotland, 2007. 4634-4639.
- [17] Kim M, Médard M, O'Reilly U M, *et al.* An evolutionary approach to inter-session network coding[A]. Proceedings of The 28th Conference on Computer Communications. IEEE (INFOCOM 2009)[C]. Rio de Janeiro, Brazil, 2009. 450-458.
- [18] 黄政, 王新. 网络编码中的优化问题研究[J]. 软件学报, 2009, 20(5): 1349-1361.
- HUANG Z, WANG X. Research on the optimization problems in network coding[J]. Journal of Software, 2009, 20(5): 1349-1361.
- [19] 邓亮, 赵进, 王新. 网络编码下的编码开销-链路开销联合优化[J]. 计算机研究与发展, 2010, 47(3): 390-397.
- DENG L, ZHAO J, *et al.* On the joint optimization of coding cost and link cost with network coding[J]. Journal of Computer Research and Development, 2010, 47(3): 390-397.
- [20] LELAND W E, TAQUU M S, WILLINGER W, *et al.* On the self-similar nature of Ethernet traffic (extended version)[J]. IEEE/ACM Transactions on Networking, 1994, 2(1): 1-15.
- [21] PAXSON V, FLOYD S. Wide area traffic: the failure of Poisson modeling[J]. IEEE/ACM Transactions on Networking (ToN), 1995, 3(3): 226-244.
- [22] ABRY P, BORGNAT P, RICCIATO F, *et al.* Revisiting an old friend: on the observability of the relation between long range dependence and heavy tail[J]. Telecommunication Systems, 2010, 43(3): 147-165.
- [23] LIU J, SHU Y, ZHANG L, *et al.* Traffic modeling based on FARIMA models[A]. Proceedings of the 1999 IEEE Canadian Conference on Electrical and Computer Engineering[C]. 1999. 162-167.
- [24] HUANG N E, SHEN Z, LONG S R, *et al.* The empirical mode decomposition and the Hilbert spectrum for nonlinear and non-stationary time series analysis[J]. Proceedings of the Royal Society of London. Series A: Mathematical, Physical and Engineering Sciences, 1998, 454(1971): 903-995.
- [25] 高波, 张钦宇, 梁永生等. 基于 EMD 及 ARMA 的自相似网络流量预测[J]. 通信学报, 2011, 32(4): 47-56.
- GAO B, ZHANG Q Y, LZANG Y S, *et al.* Predicting self-similar networking traffic based on EMD and ARMA[J]. Journal on Communications, 2011, 32(4): 47-56.
- [26] 王婷. EMD 算法研究及其在信号去噪中的应用[D]. 哈尔滨: 哈尔滨工业大学, 2010.
- WANG T. Research on EMD Algorithm and Its Application in Signal denoising[D]. Harbin: Harbin Engineering University, 2010.
- [27] <http://www.isi.edu/nsnam/ns/> [EB/OL].
- [28] BORGNAT P, DEWAELE G, FUKUDA K, *et al.* Seven years and one day: sketching the evolution of internet traffic[A]. Proceedings of The 28th Conference on Computer Communications. IEEE (INFOCOM 2009)[C]. Rio de Janeiro, Brazil, 2009. 711-719.
- [29] LIU W, YAN Y. Self-similarity and heavy-tail of ICMP traffic[J]. Journal of Computers, 2012, 7(12): 2948-2954.
- [30] PEZAROS D P, SIFALAKIS M, HUTCHISON D. On the long-range dependent behaviour of unidirectional packet delay of wireless traffic[A]. Global Telecommunications Conference (GLOBECOM'07). IEEE[C]. Washington, DC, USA, 2007. 2655-2660.
- [31] FLANDRIN P. Wavelet analysis and synthesis of fractional Brownian motion[J]. IEEE Transactions on Information Theory, 1992, 38(2): 910-917.

作者简介：



刘外喜 (1976-), 男, 湖南株洲人, 中山大学博士生, 广州大学讲师, 主要研究方向为网络安全和网络编码。

余顺争 (1958-), 男, 江西南昌人, 博士, 中山大学教授、博士生导师, 主要研究方向为信息安全、信号处理、无线网络。

高鹰 (1963-), 男, 湖北黄冈人, 博士, 广州大学教授、硕士生导师, 主要研究方向为智能优化算法、盲信号分离、自适应信号处理和图像识别。

胡晓 (1969-), 男, 湖南郴州人, 广州大学副教授、硕士生导师, 主要研究方向为数字信号处理。