

# 一种改进的即时解码网络编码的无线重传策略

肖 巍,梅中辉

(南京邮电大学 通信与信息工程学院,江苏 南京 210003)

**摘 要:**为了充分利用网络编码的优势,文中提出一种改进的基于即时解码网络编码的无线重传策略。该策略从图论(编码机会)的角度出发,为了减少编码数据包的重传次数,在考虑剩余编码机会和剩余数据包需求的条件下选择编码数据包,使每一步选择的重传编码数据包组合能够保证剩余编码密度(实际编码机会和最大编码机会之比)最大,并且针对同等编码密度的情况,进一步考虑平均解码时延最小者为所选择的网络编码重传方式。研究表明,所提出的策略相对于服务最大需求数据包策略和随机编码子集选择策略,能够进一步减少重传次数,降低平均解码时延。

**关键词:**网络编码;重传策略;解码时延;编码密度

中图分类号:TP301

文献标识码:A

文章编号:1673-629X(2016)03-0144-05

doi:10.3969/j.issn.1673-629X.2016.03.034

## An Improved Wireless Retransmission Strategy Based on Instantly Decodable Network Coding

XIAO Wei, MEI Zhong-hui

(College of Telecommunication & Information Engineering, Nanjing University of Posts and Telecommunications, Nanjing 210003, China)

**Abstract:** To take full advantage of the advantages of network coding, an improved wireless retransmission strategy based on instantly decodable network coding is proposed in this paper. This strategy is researched with graph theory. In order to reduce the numbers of broadcast retransmissions, when doing the selection of a coding combination, the remaining coding opportunity and remaining packet requests are considered. So each coding packet of selection can maximize the remaining coding density (the ratio of the number of actual coding opportunities to the maximum number of coding opportunities). If the number of optimal selection is large with the same coding density, the retransmissions will be chosen to minimize the average decoding delay. Research illustrates that the strategy proposed in this paper is possible to reduce the numbers of retransmissions and average decoding delay compared with most wanted packet serving strategy and random clique selection strategy.

**Key words:** network coding; retransmission strategy; decoding delay; coding density

## 0 引 言

在无线广播信道中,网络编码<sup>[1]</sup>能够显著提高吞吐量和传输效率,吞吐量和传输效率的优化是目前的研究热点之一<sup>[2-9]</sup>。针对在无线网络中由于存在删除信道(Erasure Channel)而导致信宿节点不能成功收到所有的数据包的问题,已有人提出利用随机线性网络编码<sup>[10]</sup>去解决,但在随机线性网络编码模型下,信宿节点需要收到足够多的数据包才能进行解码,因此这种模型下的解码时延非常大。为了确保无线传输的可靠性,同时尽量提高传输效率,一种基于反馈矩阵的即

时解码网络编码(Instantly Decodable Network Coding, IDNC)<sup>[11]</sup>方案被提出。

为了优化某一给定的性能指标,大部分的基于 IDNC 的数据包重传策略只考虑每次传输解码出的需求数,并未考虑重传的编码数据包组合对剩余编码机会的影响。然而随着编码机会的减少,从中获取的网络编码增益就会减少。基于这一点,文献[12]通过缓存未即时解码的数据包来达到增加编码机会的目的。由于文献[12]中的方法并不适用于 IDNC, Sorour S 等提出一种基于 IDNC 的服务最大需求数据包策略

收稿日期:2015-06-13

修回日期:2015-09-18

网络出版时间:2016-02-18

基金项目:国家科技重大专项(2010zx03003-003)

作者简介:肖 巍(1990-),男,硕士研究生,研究方向为网络编码技术、资源优化等;梅中辉,副教授,硕士研究生导师,研究方向为网络编码技术、协助通信技术等。

网络出版地址: <http://www.cnki.net/kcms/detail/61.1450.TP.20160218.1634.044.html>

(Most Wanted Packet Serving Strategy, MoWPS)<sup>[13]</sup>。该策略与随机编码子集选择策略(Random clique selection, RND)<sup>[3]</sup>相比,能够减少重传次数;但是在出现同等编码密度的情况下并没有考虑选取哪种编码数据包组合进行重传。

基于上述原因,文中提出一种改进的基于即时解码网络编码的无线重传策略(Improved Retransmission Strategy based on Instantly Decodable Network Coding, IRS-IDNC)。IRS-IDNC 每次选取的编码数据包组合能够最大化剩余编码密度,并且在某一次出现多个同等剩余编码密度的情况下,以最小化平均解码时延为优化目标去选取最优编码数据包组合。

## 1 系统模型

### 1.1 无线广播传输模型

在如图1所示的无线广播传输模型中,信源  $S$  要广播传输  $N$  个原始数据包给  $M$  个信宿节点。 $R_i$  代表第  $i$  个信宿节点,  $P_j$  代表第  $j$  个数据包,  $M$  个信宿节点集合可表示为:  $R = \{R_1, R_2, \dots, R_M\}$ ,  $N$  个数据包集合可表示为:  $P = \{P_1, P_2, \dots, P_N\}$ 。信宿节点在每个传输时隙广播编码数据包组合或者单个数据包,并且假设信宿节点在每个传输时隙的丢包率都为  $P_e$ 。

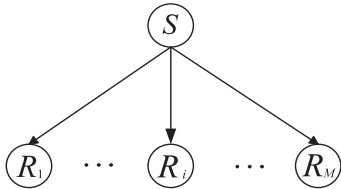


图1 无线广播传输模型

在上述广播模型中,信源节点  $S$  首先用  $N$  个时隙依次将  $N$  个原始数据包广播给  $M$  个信宿节点,此阶段称为系统传输阶段。由于无线网络下的信道衰落,并不能确保每个信宿节点都能全部接收到所有的原始数据包。在信源节点  $S$  将所有原始数据包广播传输之后,信宿节点会将自身所接收到的原始数据包信息反馈给信源节点。

用反馈矩阵  $F$  来接收所有信宿节点反馈的信息。矩阵  $F$  的大小为  $M \times N (M = |R|, N = |P|)$ , 矩阵中的  $F_{ij}$  表示为:

$$F_{ij} = \begin{cases} 1, & R_i \text{ 未收到 } P_j \\ 0, & \text{其他} \end{cases} \quad (1)$$

定义集合  $H_i = \{P_j | j: F_{ij} = 0\}$ ,  $H_i$  代表信宿节点  $R_i$  成功接收到的数据包集合,大小用  $|H_i|$  表示;定义集合  $W_i = \{P_j | j: F_{ij} = 1\}$ ,  $W_i$  代表信宿节点  $R_i$  未成功接收到的数据包集合,大小用  $|W_i|$  表示,且  $W_i = P \setminus H_i$ ; 定义集合  $T_j = \{R_i | i: F_{ij} = 1\}$ ,  $T_j$  代表没有接收到数据

包  $P_j$  的信宿节点集合,大小用  $|T_j|$  表示。

在经历了系统传输阶段之后,接下来是编码重传阶段。得到反馈矩阵  $F$ , 图2为一反馈矩阵示例,其中  $M = 5, N = 6$ 。

	$P_1$	$P_2$	$P_3$	$P_4$	$P_5$	$P_6$
$R_1$	1	0	1	0	1	0
$R_2$	1	0	0	0	0	1
$R_3$	1	0	0	1	1	0
$R_4$	0	1	1	0	0	1
$R_5$	0	1	0	1	0	0

图2 反馈矩阵  $F$

将 IDNC 的反馈矩阵  $F$  所反映的数据包需求构建成为一个无向图  $G(V, E)$ , 顶点  $V_{ij} \in V$  称为一个需求, 代表信宿节点  $R_i$  需要数据包  $P_j$  (反馈矩阵  $F$  中的 1)。根据 IDNC 编码约束条件<sup>[11]</sup>可知, 如果  $G(V, E)$  中的两个顶点  $V_{kl}$  和  $V_{ij}$  满足下列两个条件之一, 那么便认为这两个需求是存在编码机会的并且将它们用直线连接起来:

(1)  $j = l$ , 说明  $i$  节点和  $k$  节点需要同一个数据包, 如  $F$  中的  $V_{11}$  和  $V_{21}$ ;

(2)  $j \in H_k, l \in H_i$ , 说明  $i$  节点想要的数据包在  $k$  节点已接收到的数据包集合中, 并且  $k$  节点想要的数据包在  $i$  节点已接收到的数据包集合中, 如  $F$  中的  $V_{11}$  和  $V_{42}$ 。

定义1(最大编码子集  $C$ ): 如果某一个编码数据包组合满足 IDNC 编码约束条件, 并且再加入任何一个数据包到该编码组合都会导致信宿节点不能即时解码, 那么把这样的编码数据包组合称为一个最大编码子集。

如图3所示, 按照上述规则构建图2中的反馈矩阵  $F$  的无向图  $G(V, E)$ , 图中的每一个顶点  $V_{ij}$  是一个需求, 每一条直线代表某两个需求之间存在编码机会。结合 IDNC 编码约束条件可知, 图3中的任意一个最

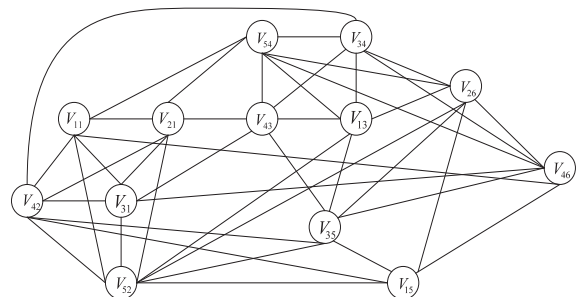


图3 IDNC 无向图

大编码子集中的顶点都是两两相连的。例如最大编码子集集合为  $\{\{P_1, P_2\}, \{P_2, P_5\}, \{P_3, P_4\}, \{P_4, P_6\}, \{P_5, P_6\}\}$ , 其中一个最大编码子集为  $\{P_1, P_2\}$ , 对应

于图中的  $\{V_{11}, V_{21}, V_{31}, V_{42}, V_{52}\}$  这五个两两相连的顶点,此时把  $\{R_1, R_2, R_3, R_4, R_5\}$  称为该最大编码子集的目标信宿节点。

## 1.2 IDNC 图论思想

众所周知,网络编码不仅能够显著提高传输效率和吞吐量,而且可以减少时延。很显然,应该尽可能利用每一个编码机会。

定义2(实际编码机会):IDNC 无向图中实际存在的连接线(编码边)的数目,用  $|E|$  表示。

定义3(最大编码机会):IDNC 无向图中最多能够存在的连接数数目,如某一 IDNC 无向图中有  $|V|$  个顶点,那么该图的最大编码机会数目<sup>[14]</sup>为:

$$C_{|V|}^2 = \frac{1}{2} |V| |V - 1|$$

定义4(编码密度):实际编码机会与最大编码机会之比,用  $\rho(G)$ <sup>[13]</sup> 表示:

$$\rho(G) = \frac{|E|}{\frac{1}{2} |V| |V - 1|}$$

现有如图4(a)的无向图,那么此时的实际编码机会数目  $|E| = 6$ ,最大编码机会数目为  $C_6^2 = 15$ ,编码密度  $\rho(G) = \frac{6}{15}$ 。此时,在编码重传阶段,有多个编码数据包组合重传选择。若选择传输  $P_1 \oplus P_2 \oplus P_3$ ,那么接下来将不存在编码机会(虽然第一次重传可以解码3个需求),也就不能继续从网络编码中获得收益,并且需要花费4次传输;若选择传输  $P_1 \oplus P_4$ ,那么剩余的编码机会数为3,并且只需要花费3次传输;若选择传输  $P_1$ ,那么剩余编码机会同样为3,但却多了一个需求,需要花费4次传输。

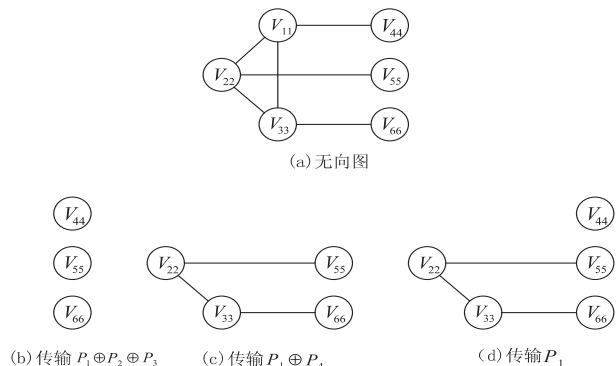


图4 编码数据包传输方式示例

从图4(b)和(c)可以看出,为了充分利用网络编码的优势,选择编码数据包组合不仅要考虑单次传输解决的需求数目,还要考虑剩余的编码机会数目。从(c)和(d)可以看出,在剩余编码机会数相同的情况下,应选择剩余顶点(需求)少的编码数据包组合以减少传输次数。

## 2 IRS-IDNC 编码方案

### 2.1 IRS-IDNC 思想与分析

根据1.2节的描述可知,为了充分利用网络编码机会,同时减少传输次数,选择的编码数据包组合应使剩余的编码机会越大越好,同时使剩余的顶点数越少越好(此时剩余的最大编码机会也相应变少)。也就是说,在传输完选取的编码数据包组合之后,剩余的编码密度应该越大越好。

引理1:由  $t$  时刻的反馈矩阵构建成的无向图  $G(V, E)$  中  $|E^{(t)}|$ <sup>[13]</sup> 的大小为:

$$|E^{(t)}| = \frac{1}{2} \sum_{i=1}^M \sum_{\substack{k=1 \\ k \neq i}}^M (\psi_{ik} + \theta_{ik} \theta_{ki}) \quad (2)$$

其中:  $M$  是信宿节点的个数;  $i$  和  $k$  代表任意的信宿节点;  $\psi_{ik} = |W_i \cap W_k|$  代表信宿节点  $i$  和  $j$  都想要的数据包个数;  $\theta_{ik} = |W_i| - |W_i \cap W_k|$ ,  $\theta_{ki} = |W_k| - |W_i \cap W_k|$ 。

引理2:在  $t$  时刻选择某一个最大编码子集  $C$  之后( $C$  的目标信宿节点集合为  $\Gamma$ ),经过一个传输时隙后的  $t+1$  时刻的边数  $|E^{(t+1)}|$ <sup>[13]</sup> 为:

$$\begin{aligned} |E^{(t+1)}| &= |E^{(t)}| + \frac{1}{2} \sum_{\substack{i \in \Gamma, k \in \Gamma \\ P_i \in W_i}} X_k \hat{\theta}_{ki} - \\ &\frac{1}{2} \sum_{\substack{i \in \Gamma, k \in \Gamma \\ P_i \notin W_i}} X_k \theta_{ik} + \frac{1}{2} \sum_{\substack{i \in \Gamma, k \in \Gamma \\ P_i \in W_i}} X_i \hat{\theta}_{ik} - \\ &\frac{1}{2} \sum_{\substack{i \in \Gamma, k \notin \Gamma \\ P_i \notin W_i}} X_i \theta_{ki} - \frac{1}{2} \sum_{\substack{i \in \Gamma, k \notin \Gamma \\ P_i \in W_i}} (X_i \theta_{ki} + X_k \theta_{ik} - \\ &X_i X_k) + \frac{1}{2} \sum_{\substack{i \in \Gamma, k \notin \Gamma \\ P_i \in W_i}} (X_i \hat{\theta}_{ik} + X_k \hat{\theta}_{ki} - \\ &X_i X_k (\hat{\theta}_{ik} + \hat{\theta}_{ki} - X_i X_k)) \end{aligned} \quad (3)$$

其中,  $\hat{\theta}_{ik} = \theta_{ik} - 1$ ,  $\hat{\theta}_{ki} = \theta_{ki} - 1$ ,  $X_h = \begin{cases} 1, & h \text{ 信宿节点收到了数据包} \\ 0, & \text{其他} \end{cases}$ 。

定义5:如果  $P_i \in (W_i \cap W_k)$ ,那么称  $P_i$  为同求数据包。

定理1:对于同一个  $|E^{(t)}|$ ,若在  $t$  时刻传输一个或多个同求数据包得到的  $t+1$  时刻的边数为  $|E_1^{(t+1)}|$ ,在  $t$  时刻传输一个或多个非同求数据包得到的  $t+1$  时刻的边数为  $|E_2^{(t+1)}|$ ,则有  $|E_1^{(t+1)}| \geq |E_2^{(t+1)}|$ <sup>[13]</sup>。

引理3:系统平均解码时延<sup>[15]</sup>为:

$$D = \frac{1}{\sum_{j=1}^N |T_j|} \sum_{i=1}^M \sum_{j=1}^N u_{ij} \quad (4)$$

其中:  $u_{ij}$  代表信宿节点  $R_i$  解码数据包  $P_j$  所需要的时隙;  $|T_j|$  代表没有接收到数据包  $P_j$  的信宿节点个数。

结合引理1,由1.2节分析可知,为了获得最大编码密度 $\rho(G)$ ,应使剩余边数尽可能多,并且使剩余顶点尽可能少。所以,每次选择的编码数据包组合应包含尽量多的同求数据包并且解码尽量多的需求 $(V_{ij})$ 。

## 2.2 IRS-IDNC 方案

为了能够充分利用网络编码机会并且降低系统平均解码时延,文中提出的 IRS-IDNC 方法如下:

(1) 根据某一时刻得到的反馈矩阵,利用 Bron-Kerbosch 算法<sup>[16]</sup>找出该反馈矩阵对应的所有最大编码子集;

(2) 选择某一个最大编码子集 $C$ (称为最优编码子集)进行传输,确保该最大编码子集能够包含尽量多的同求数据包,并且解码尽量多的需求,也就是使式(5)的目标函数最大<sup>[13]</sup>:

$$\max_{C \in G_j | V_i \in C} |\Omega_j| \text{ s.t. } \Omega_j = \{i \in M | j \in W_i\} \quad (5)$$

其中, $\Omega_j$ 是需要数据包 $j$ 的信宿节点数目。

如果在通过 Bron-Kerbosch 算法得到的最大编码子集中,有两个或多个最优编码子集,那么将保留该组最优编码子集,并假定系统分别选择这些最优编码子集进行传输。后续每一次出现多个最优编码子集时,都按照此策略选择编码数据包直到反馈矩阵 $F$ 更新全零矩阵。

(3) 依次记录由上述策略所得到的最大编码子集传输序列。

(4) 根据式(4),分别计算每一个记录下的最大编码子集传输序列对应的平均解码时延,并最终选取平均解码时延最小的最大编码子集序列进行重传。

以图2中的反馈矩阵 $F$ 为例,通过 Bron-Kerbosch 算法找到的最大编码子集为 $\{P_1, P_2\}$ , $\{P_2, P_5\}$ , $\{P_3, P_4\}$ , $\{P_4, P_6\}$ , $\{P_5, P_6\}$ ,根据上述 IRS-IDNC 方法的第二步,选取让目标函数(式(5))获得最大值的那个编码子集进行传输。此时,通过遍历可知, $\{P_1, P_2\}$ 对应的目标函数 $|\Omega_j|=5$ ,其余4个最大编码子集对应的目标函数 $|\Omega_j|=4$ ,因此选择 $\{P_1, P_2\}$ 作为第一次传输。第一次传输完成之后,更新反馈矩阵,得到如图5中(a)的反馈矩阵 $F'$ 。继续利用 Bron-Kerbosch 算法获得的新的最大编码子集为 $\{P_3, P_4\}$ , $\{P_4, P_6\}$ , $\{P_5, P_6\}$ ,此时,通过遍历可知,三个最大编码子集的目标函数值 $|\Omega_j|$ 都是相同的(等于4),根据 IRS-IDNC 方案中的策略,将所有的最大编码子集传输序列构建成树图。由图5(b)可知,依次记录的最大编码子集传输序列分别为 $\{\{P_1, P_2\} \{P_3, P_4\} \{P_5, P_6\}\}$ , $\{\{P_1, P_2\} \{P_4, P_6\} \{P_3\} \{P_5\}\}$ ,

$\{\{P_1, P_2\} \{P_4, P_6\} \{P_5\} \{P_3\}\}$ 和 $\{\{P_1, P_2\} \{P_5, P_6\} \{P_3, P_4\}\}$ 。接下来从平均解码时延考虑:若选择 $\{\{P_1, P_2\} \{P_3, P_4\} \{P_5, P_6\}\}$ 进行传输(反馈矩阵更新顺序: $F \rightarrow F' \rightarrow F'' \rightarrow 0$ ),对应的平均解码时延 $D_1 = \frac{5 \times 1 + 4 \times 2 + 4 \times 3}{13} = \frac{25}{13}$ ;同理可以依次求出另外

三个最大编码子集传输序列的解码时延分别为: $D_2 = \frac{27}{13}$ , $D_3 = \frac{27}{13}$ , $D_4 = \frac{25}{13}$ 。从这里可看出,选择 $\{\{P_1, P_2\} \{P_3, P_4\} \{P_5, P_6\}\}$ 或者 $\{\{P_1, P_2\} \{P_5, P_6\} \{P_3, P_4\}\}$ 的平均解码时延更小,并且传输次数也减少了一次。所以文中提出的 IRS-IDNC 不但能够让剩余的编码密度 $\rho(G)$ 最大,而且在碰到某一次出现多个让编码密度 $\rho(G)$ 最大化的编码子集的情况下,以系统平均解码时延最小化为目标进而确定最优编码子集传输序列。

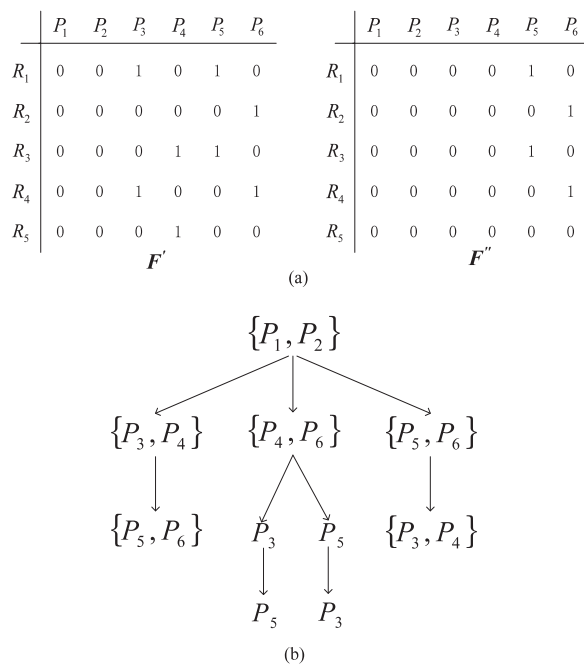


图5 反馈矩阵和最大编码子集树图

## 3 仿真结果及分析

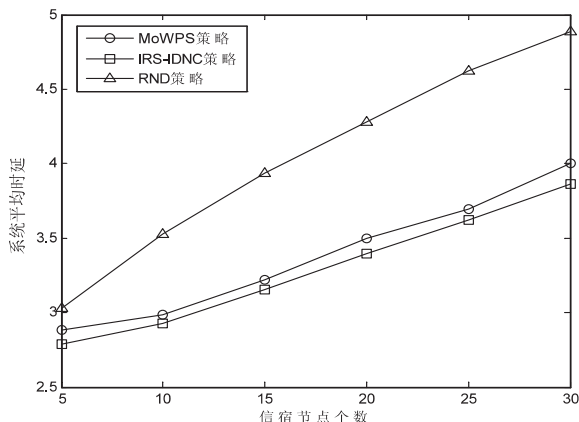
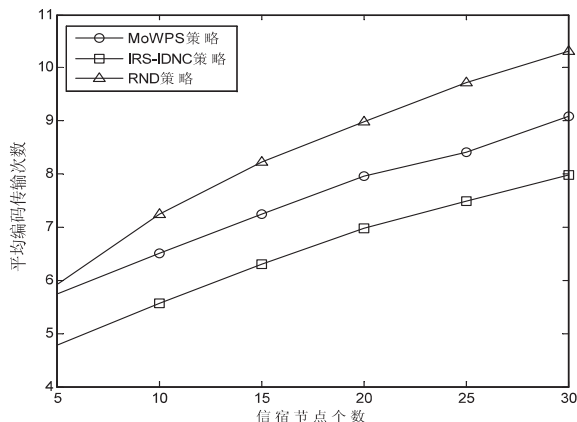
为了验证 IRS-IDNC 方案的有效性,文中使用 MATLAB 对图1中的无线广播信道传输模型进行仿真。主要对 RND 方案、MoWPS 方案和文中提出的 IRS-IDNC 方案的平均传输次数和系统平均解码时延进行仿真,并且对三者进行性能比较和分析。

首先,为确保能够观察性能指标在不同信宿节点 $M$ 下的变化趋势,设定每个信宿节点的丢包率 $P_e = 0.2$ ,原始数据包 $N = 15$ ,信宿节点 $M$ 在5到30之间变化,并选取200个样本数进行仿真,仿真结果如图6(a)所示。

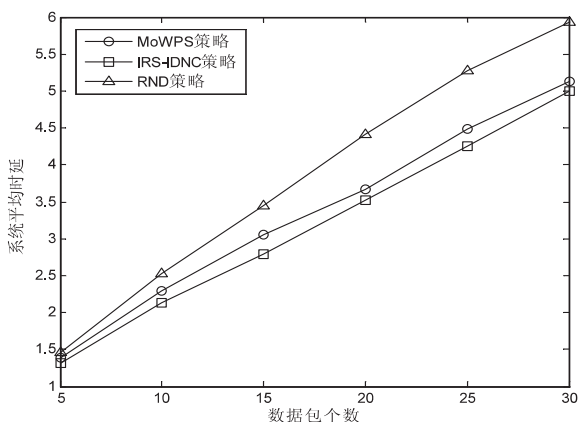
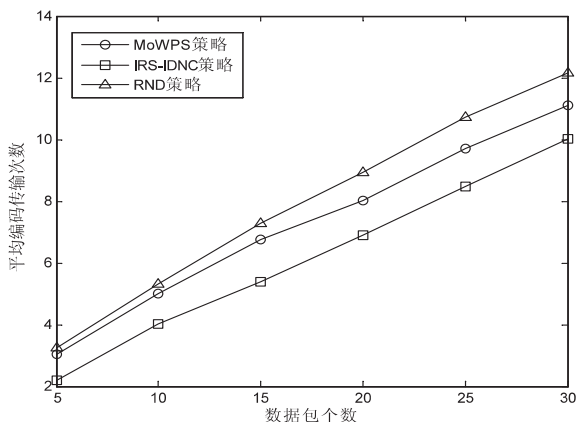


同样,设定每个信宿节点的丢包率  $P_e = 0.2$ ,信宿节点个数  $M = 15$ ,数据包个数  $N$  在 5 到 30 之间变化,

并选取 200 个样本数进行仿真,仿真结果如图 6(b) 所示。



(a) 不同信宿节点时的系统性能



(b) 不同数据包数目时的系统性能

图 6 不同信宿节点和不同数据包数目时的系统性能

从图 6 中可以看出,三种方案的传输次数和平均解码时延都随着信宿节点或数据包个数增加而增加。其中,IRS-IDNC 方案的传输次数和平均解码时延优于 RND 方案和 MoWPS 方案。这是因为 RND 方案在选择最大编码子集时是进行随机选取的,而没有考虑剩余的编码机会,MoWPS 方案的最大编码子集选择虽然考虑了剩余编码机会,但是没有进一步考虑当多个最大编码子集的剩余编码密度相同时,如何使系统平均解码时延最小;而 IRS-IDNC 方案既充分利用了编码机会,而且当出现多个最大编码子集而导致编码密度相同的情况时,以最小化系统平均解码时延为目标去选取最大编码子集,从而可相应降低系统平均解码时延。

## 4 结束语

文中主要借助图论思想从编码机会的角度对基于 IDNC 的无线广播重传问题进行了研究。为了充分利用网络编码的优势,针对 MoWPS 策略没有考虑如何处理出现多个最大编码子集对应的剩余编码密度相同的情况,文中结合编码密度和平均解码时延,提出了

IRS-IDNC 方案。仿真结果与分析表明,与 RND 方案和 MoWPS 方案相比,IRS-IDNC 能够有效减少重传次数,降低系统平均解码时延。

## 参考文献:

- [1] Ahlswede R, Cai N, Li S Y R, et al. Network information flow [J]. IEEE Transactions on Information Theory, 2000, 46(4): 1204-1216.
- [2] Sundararajan J K, Shah D, Medard M. Online network coding for optimal throughput and delay - the three - receiver case [C]//Proc of international symposium on information theory and its applications. [s. l.]: IEEE, 2008.
- [3] Keller L, Drinea E, Fragouli C, et al. Online broadcasting with network coding [C]//Proc of fourth workshop on network coding theory & applications. Hong Kong: [s. n.], 2008.
- [4] Drinea E, Fragouli C, Keller L. Delay with network coding and feedback [C]//Proceedings of ISIT. [s. l.]: [s. n.], 2009: 844-848.
- [5] Rouayheb S E, Chaudhry M A R, Srinathan A, et al. On the minimum number of transmissions in single-hop wireless coding networks [C]//Proc of information theory workshop. [s. n.], 2009.

(下转第 153 页)

```
foreach( CSFCRunBlock * prb,list)
{
    QString fname; getPageDocFuncName( fname,prb );
    QString refName = prb->getRefPageName( );
    CPage * pdoc = pcp->searchPage( refName );
    if( pdoc ) m_txt+= fname;
}
m_txt+=" break; \n \n" ;
}
```

## 7 结束语

文中提出一种基于 C 语言流程结构符号的方案实现顺序控制图的可视化建模方法,将页面分为顺序功能页面、执行步页面、功能图子页面,通过层次模型管理可视化程序,设计了顺序控制代码转换规则,并以双 switch-case 的代码模式提高了顺序控制图的运行效率。基于文中设计的顺序控制图已经在直流输电保护控制装置中进行了应用,满足了高实时性要求的顺序控制需求。

### 参考文献:

- [1] 王丁磊,郭 涛. PLC 顺序控制的编程方法及应用[J]. 机电一体化,2011(4):102-104.
- [2] 齐传刚,熊永超,邵 娜. PLC 的 SFC 图在编写顺序控制梯形图中的应用[J]. 辽宁工程技术大学学报:自然科学版,2006,25:234-236.
- [3] 时文飞. 数组式编程方法在 PLC 编程中的应用[J]. 电气传动,2014,44(1):85-87.

(上接第 148 页)

- [1] , IEEE, 2007; 120–125.
- [6] Dong N, Nguyen T, Xue Y. Multimedia wireless transmission with network coding [ C ]//Packet video 2007. Lausanne, Switzerland; IEEE, 2007; 326–335.
- [7] Seferoglu H, Markopoulou A. Video-aware opportunistic network coding over wireless networks[ J ]. IEEE Journal on Selected Areas in Communications, 2009, 27(5) : 713–728.
- [8] Seferoglu H, Markopoulou A. Opportunistic network coding for video streaming over wireless [ C ]//Packet video 2007. Lausanne, Switzerland; IEEE, 2007; 191–200.
- [9] Sundararajan J K, Sadeghi P, Médard M. A feedback-based adaptive broadcast coding scheme for reducing in-order delivery delay [ C ]//Proc of IEEE workshop on network coding, theory and application. Lausanne; IEEE, 2009; 1–6.
- [10] Ho T, Medard M, Koetter R, et al. A random linear network coding approach to multicast[ J ]. IEEE Transactions on Information Theory, 2006, 52(10) : 4413–4430.
- [11] Sadeghi P, Shams R, Traskov D. An optimal adaptive network

- [4] 翁元. 基于上位机的混合流程顺序控制系统[J]. 计算机系统应用, 2014, 23(6): 42-47.
- [5] 樊陈, 倪益民, 窦仁晖, 等. 智能变电站顺序控制功能模块化设计[J]. 电力系统自动化, 2012, 36(17): 67-71.
- [6] 刘克金, 陈宏君, 冯亚东, 等. 新一代控制保护系统可视化编程软件设计与实现[J]. 工业控制计算机, 2014, 27(10): 82-84.
- [7] 卢娟, 李兆成, 陈钢杰, 等. 保护与测控领域通用可视化平台的设计与实现[J]. 电力系统自动化, 2005, 29(4): 58-61.
- [8] 邓秋娥, 杜奇壮, 卢娟. 可视化编程在微机保护中的实现[J]. 继电器, 2008, 36(3): 1-4.
- [9] 姚成, 黄国方, 周邵亮, 等. 软 PLC 技术应用于智能保护测控装置的实现方案[J]. 电力系统自动化, 2010, 34(23): 115-118.
- [10] 冯亚东, 陈宏君, 刘克金, 等. 一种顺序功能图的可视化实现方法: CN, 201210036915. 9[P]. 2012-07-25.
- [11] Kernighan B K, Ritchie D M. The C programming language[M]. Beijing: China Machine Press, 2006.
- [12] Aho A V, Lam M S, Sethi R, et al. Compilers: principles, techniques, and tools[M]. 2nd ed. Beijing: China Machine Press, 1986.
- [13] Lewis R W. Programming industrial control systems using IEC 1131-3[D]. London: The Institution of Electrical Engineers, 1995.
- [14] Hoppe G. Software motion control with IEC61131-3 motion profile interface the system independent set of function blocks[C]//Proc of TECH/EXPO technology update conference. [s. l.]: [s. n.], 2001: 463-472.

coding scheme for minimizing decoding delay in broadcast erasure channels[J]. EURASIP Journal on Wireless Communications & Networking, 2010, 2010:50–50.

[12] Wang C C. On the capacity of 1-to-K broadcast packet erasure channels with channel output feedback[J]. IEEE Transactions on Information Theory, 2010, 58(2):1347–1354.

[13] Sorour S, Valaee S. Coding opportunity densification strategies for instantly decodable network coding[J]. IEEE Transactions on Communications, 2013, 61:5077–5089.

[14] Harris J M, Hirst J L, Mossinghoff M J. Combinatorics and graph theory[M]//Undergraduate texts in mathematics. Berlin:Springer, 2008.

[15] Yu M, Sadeghi P, Aboutorab N. On the throughput and decoding delay performance of instantly decodable network coding[J]. IEEE/ACM Trans on Networking, 2013, 67:1309–1310.

[16] Bron C, Kerbosch J. Algorithm 457: finding all cliques of an undirected graph[J]. Communication of the ACM, 1973, 16(9):575–577.