```
END FOR
IF(I(V)==0);  //缓存空闲率全为 0 则排除该因素
    I(V)=1;
END IF
FOR(i=1;i≤n;i++)
    P(vi) ← I(vi)×S(vi)/sum(S)×Tsoj(vi)/sum(Tsoj(vi));
END FOR
P′ ←sort(P(V));  //对缓存优先级进行排序
FOR(j=1;j≤K;j++)
    FOR(i=1;i≤n;i++)
        IF P(vi) == P′(j)
            Ch←vi;  //选出前 K 个节点作为缓存节点
            BREAK;
        END IF
    END FOR
END FOR
RETURN Ch(V);  //输出缓存节点集
```

4 UMANCC 算法性能评价

4.1 实验设置

硬件环境:Intel(R) Core(TM) i7-640m CPU @2.8GHz,8G RAM.

软件环境:Ubuntu 16.04 LTS 64bit,ndnSIM 2.3,Matlab 2016a.

首先搭建合适的移动场景,实验选取最常用的无线接入网络作为移动边缘网络实现模型.与 LCE、Prob(0.7)、Prob(0.3)进行比较,主要指标为内容获取平均跳数、缓存命中率、内容源节点平均接收请求次数.

4.1.1 拓扑设置

设置一个深度为 8,固定节点数为 17,移动节点(即用户设备)数为 100 的随机树状拓扑.其中,固定节点中的边缘节点(承担基站与 AP 功能)自西向东间隔 200m 放置,通信覆盖半径 110m.移动节点初始随机放置于边缘节点覆盖范围内.图 1 所示为固定节点拓扑连接示意图,图 2 所示为移动节点放置示意图.

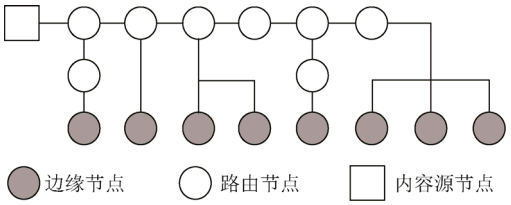

Fig.1 Fixed nodes placement diagram in mobile scenarios

图 1 移动场景固定节点放置示意图

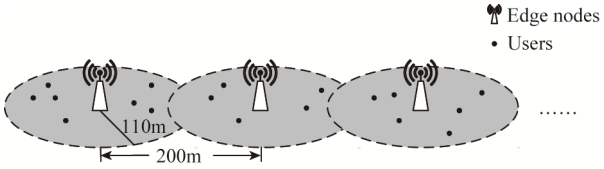

Fig.2 The mobile node placement diagram in mobile scenarios

图 2 移动场景移动节点放置示意图

4.1.2 CCMEN 实现

设置总内容数 U=10000 个文件,单文件大小为 1chunk.用户请求内容符合 Zipf 参数 s=0.7 的 Zipf 分布;用户请求过程满足泊松分布,其中,请求速率λ=100,即每秒发送 100 次兴趣包.用户符合随机游走模型(random walk model),即以随机速度、随机方向进行移动,在遇到边界后反方向折返.速度变化范围为 0~16m/s,表征步行至乘车速度.所有节点设置为具有相同缓存容量,容量根据仿真需要进行具体设置.

内容源节点响应所有请求,并对每次请求回送 1KByte 大小的对应编号内容,其余节点根据缓存放置策略进行缓存放置.为符合实际,节点缓存容量应远小于网络上的内容总量,故设置节点容量不超过 2 000 chunk.UMANCC 算法仅讨论边缘节点缓存策略,故仿真中网络内节点使用 Prob(0.3)缓存策略进行设置.表 1 给出主要的实验参数设置.

Table 1 Parameters in simulation experiment

表 1 仿真实验参数设置

参数	默认值	变动范围
固定节点数	17	–
用户数量	100	–
内容数量	10 000	–
节点缓存容量	均匀分布: μ=1000	200~2000
选取边缘缓存节点数	4	–
用户移动模型	随机游走	–
用户请求模式	Zipf 分布: s=0.7	–
用户请求过程	泊松分布: λ=100	–

4.2 仿真结果

4.2.1 瞬时跳数分析

为了验证策略对网络时延性能的影响,选取内容获取的瞬时跳数与平均跳数进行分析.跳数的降低意味着不同节点间排队、处理、发送等造成时延的因素有所减少,而传播时延也因传播路径变短而减少.因此,对内容获取跳数的分析可以作为网络时延性能的间接体现.

以瞬时跳数 $hop(t)$ 为分析对象.

定义瞬时跳数为

$$hop(t)=\frac{\sum_{r=1}^{Q}hop_r(t)}{Q},\quad t>1 \tag{4.1}$$

其中, $hop_r(t)$ 为第 r 个用户节点在 t–1 至 t 时间内请求内容所经过的平均跳数,Q 为该时间段内总请求次数.较低的平均跳数可以说明缓存内容接近用户,且流向网络中心的流量减少.横轴变化量为相对缓存容量 R,给出 R 的定义如下:

$$R=\frac{I_{tot}}{U} \tag{4.2}$$

其中, I_{tot} 为节点缓存能力总量,U 为总内容数大小.

从图 3 可知,各策略瞬时跳数在仿真初期处于极大值,但由于部分边缘节点离源节点较近,瞬时跳数最高也未达到拓扑数深度 8.

瞬时跳数随时间的增加而有所下降,表明链路中各节点开始根据放置策略对内容进行缓存.其中,UMANCC 策略性能最优.不仅能够快速降低请求跳数,而且随着仿真时间的延长,平均请求跳数相比仍然保持在最低的状态.

4.2.2 平均跳数分析

根据以上仿真结果可知,仿真时长较长时,瞬时跳数趋于稳定.但是由于用户存在移动性,网络拓扑随时发生变化,因此瞬时跳数仍存在一定的波动性.更大规模的网络拓扑仿真能够降低这种不稳定性产生的干扰.

根据以上结论,可以对节点的平均跳数进行分析.图 4 给出 4 种策略在 R 变化条件下,平均跳数的变化

© 中国科学院软件研究所 http://www.jos.org.cn

趋势.

通过分析平均跳数随 R 的变化情况可知:

• 当 R=0.01 时,LCE=4.72,而 $UMANCC$=4.25,平均跳数降低 0.47.当 R=0.1 时有最大差距为 0.49 跳.此时,UMANCC 相对于 LCE、Prob(0.7)、Prob(0.3),分别相对降低平均跳数 15.9%、11.5%、5.6%.

• 当 R 进一步增大时,各策略性能开始趋近,这是由于节点缓存能力增强所致,流行内容能够被节点完整缓存而不必刷新,各种策略的优势被缓存能力补齐.并且,由于网络拓扑较小,可优化空间也较小,平均跳数达到接近 2 跳之后已经难以再进行有效优化.

• UMANCC 策略在缓存容量较大时,由于引入节点移动性排名,用户停留时间较长的节点快速进行缓存刷新,从而保证该节点的缓存仍然能够有效满足用户需求.而排名靠后的边缘节点缓存更新速度较慢,如果缓存容量继续增加,则这些节点的缓存能力无法得到有效利用,从而导致平均跳数下降趋势快速减缓.

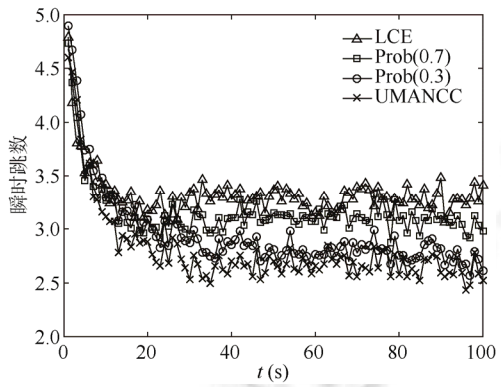

Fig.3 Analysis of instantaneous number of hops, R=0.1

图 3 瞬时跳数分析, R=0.1

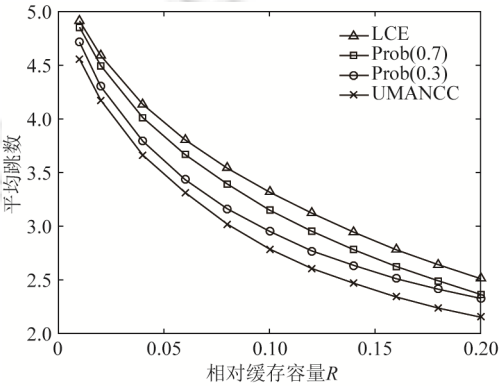

Fig.4 Analysis of average number of hops

图 4 平均跳数分析

4.2.3 缓存命中率分析

ndnSIM 的 Cache Tracer 以节点为单位,记录该节点(记为 v_i)上接收到的兴趣包请求命中数 $Ch_{hit}(v_i,t)$ 与请求失败数 $Ch_{miss}(v_i,t)$. 根据缓存命中率定义,可知节点 v_i 的瞬时缓存命中率为

$$Ch_{hr}(v_i,t)=\frac{Ch_{hit}(v_i,t)}{Ch_{hit}(v_i,t)+Ch_{miss}(v_i,t)} \tag{4.3}$$

则一组节点的平均缓存命中率为

$$Ch_{hr}^{avg}(v_i,t)=\sum_{i=1}^{N}Ch_{hr}(v_i,t) \tag{4.4}$$

分别考察内容源节点的平均接收请求次数、网络内节点、网络边缘节点的缓存命中率.内容源节点接收到的请求次数越低,则源节点请求负载越低,对应网络内缓存性能提高,流向核心网络的流量减少.考察网络内节点的缓存命中率,可以明确网络内部的缓存性能,网络内缓存命中率越高,则对应网络内节点缓存利用率越高.考察网络边缘节点缓存命中率,可以说明网络边缘节点的缓存性能,边缘节点缓存命中率越高,则用户获取所需内容经过的平均跳数越小,QoE 越高.

观察图 5 中内容源节点平均接收请求次数可以发现,随着 R 的增加,流向源节点的缓存请求均有所下降.但是,UMANCC 策略下降速度最快,LCE 下降缓慢.在 R=0.2 时每秒仍平均接收 356 次请求,而 UMANCC 策略下,源节点每秒仅接收 234 次请求,说明流向网络核心的流量大幅减小.在 R=0.1 的条件下,UMANCC 相对于 LCE、Prob(0.7)、Prob(0.3)分别降低源节点平均接收请求次数 32.1%、26.6%、15.1%.

图 6 给出上述条件下 4 种策略网内路由节点的缓存性能随缓存容量大小 R 的变化趋势.分析可知:

© 中国科学院软件研究所 http://www.jos.org.cn

• 随着 R 的增加,缓存命中率均有所增加,UMANCC 策略性能居于 Prob(0.3)和 Prob(0.7)之间.网内缓存命中率说明网内节点的缓存能力提升能够增加网络中内容的多样性.在边缘节点缓存未命中的兴趣包在网内节点中尝试缓存命中时,网络中内容多样性越高,则缓存命中概率也越高.

• 由于在网内使用 Prob(0.3)策略,流行内容在网内节点以概率缓存,降低了网络内缓存内容的冗余度,同时也限制了 UMANCC 算法在网内缓存的性能,变化趋势与之相似.

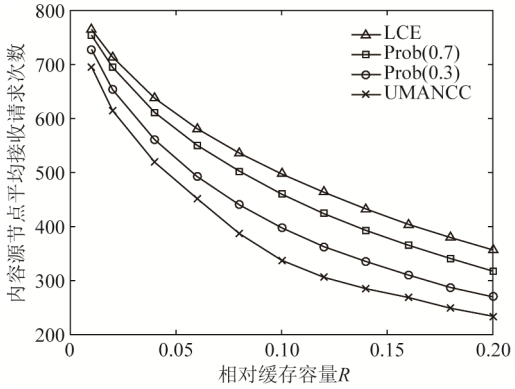

Fig.5 Analysis of the average number of requests received by the content source node

图 5 内容源节点平均接收请求次数分析

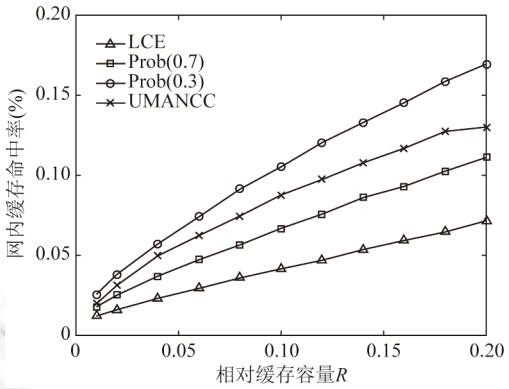

Fig.6 Analysis of node cache hit ratio in network

图 6 网络内节点缓存命中率分析

图 7 对比了 4 种缓存策略在 R 变化情况下,CCMEN 边缘节点上缓存命中率的变化情况.分析可知:

• 当 R=0.01 时,UMANCC 性能相对最优,缓存命中率较 LCE 提高 0.92%.

• 随着 R 的增大,各策略性能开始发生变化.当 R<0.06 时,Prob 策略性能整体优于 LCE.当 R>0.06 时,Prob(0.3)性能快速趋平,这是由于其缓存利用率较低所致.边缘节点失去缓存部分内容的机会,因而不得不向网络内转发请求.

• 当 R=0.1 时,UMANCC 相对于 LCE、Prob(0.7)、Prob(0.3)分别提高边缘节点缓存命中概率 13.7%、27.5%、22.9%.说明在相对缓存容量较小的情况下,UMANCC 以其引入的用户移动性提高了缓存的利用效率,利用网络边缘节点的聚合特性,在用户较多的节点上使用流行内容进行快速的缓存刷新,减少了用户冗余请求.

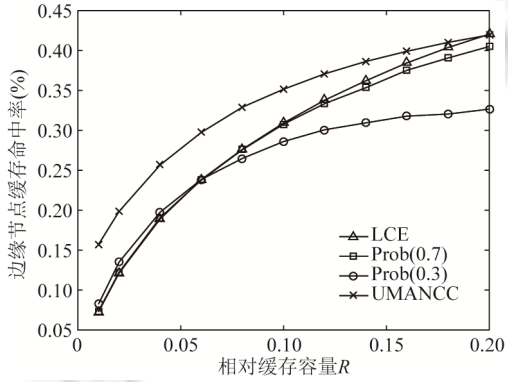

Fig.7 Edge node cache hit ratio analysis

图 7 边缘节点缓存命中率分析

© 中国科学院软件研究所 http://www.jos.org.cn

5 结 论

为了提高内容中心移动边缘网络 CCMEN 的缓存性能,本文提出一种基于用户移动性感知和节点中心性度量的内容中心移动边缘网络缓存机制 UMANCC.UMANCC 分析提取边缘节点与用户节点的基本属性,对边缘节点属性提出通信、计算和缓存三大能力,对用户节点提出用户小区内逗留时间作为用户移动性表征.UMANCC 利用控制器的全局视角获取网络边缘节点的中心性度量、缓存空闲率、平均逗留时间等参数,并分别进行归一化处理,综合计算得出边缘节点在内容缓存方面的重要性并加以降序排序,最后根据排名顺序选择缓存节点进行主动缓存.

仿真实验结果表明,在 CCMEN 的无线接入网络场景下,UMANCC 与 LCE、Prob 等策略横向对比中,UMANCC 能够减少用户获取内容的平均跳数高达 15.9%,在相对缓存容量较低的情况下有效提高 CCMEN 中边缘节点缓存命中率至少达 13.7%,部分提高网络内部节点缓存命中率,降低流向内容源节点的流量多达 32.1%,有效地提升了网络整体性能.

该机制应用于移动边缘网络,可以应对移动流量快速增长而带宽资源受限的困难处境,在最小程度影响现有网络的前提下提高移动用户的网络业务体验.

References:

[1] Jacobson V, Smetters DK, Thornton JD, Plass M, Briggs N, Braynard RL. Networking named content. In: Proc. of the Int'l Conf. on Emerging Networking Experiments and Technologies. ACM, 2009. 1–12.

[2] Xylomenos G, Ververidis CN, Siris VA, Fotiou N, Tsilopoulos C, Vasilakos X, Katsaros KV, Polyzos GC. A survey of information-centric networking research. IEEE Communications Surveys & Tutorials, 2014,16(2):1024–1049.

[3] Cui XD. Research on in-network caching schemes for content centric networking [Ph.D. Thesis]. Beijing: Beijing University of Posts and Telecommunications, 2014 (in Chinese with English abstract).

[4] Chai WK, He DL, Psaras I, Pavlou G. Cache "less for more" in information-centric networks. In: Proc. of the Int'l IFIP TC 6 Conf. on Networking. Springer-Verlag, 2012. 27–40.

[5] Rui LL, Peng H, Huang HQ, Qiu XS, Shi RC. Popularity and centrality based selective caching scheme for information-centric networks. Journal of Electronics & Information Technology, 2016,38(2):325−331 (in Chinese with English abstract).

[6] Maddah-Ali MA, Niesen U. Coding for caching: fundamental limits and practical challenges. IEEE Communications Magazine, 2016,54(8):23–29.

[7] Han W, Liu A, Lau VKN. PHY-Caching in 5G wireless networks: Design and analysis. IEEE Communications Magazine, 2016, 54(8):30–36.

[8] Zeydan E, Bastug E, Bennis M, Bennis M, Kader MA, Karateoe IA, Er AS, Debbah M. Big data caching for networking: moving from cloud to edge. IEEE Communications Magazine, 2016,54(9):36–42.

[9] Sheng M, Xu C, Liu J, Song JJ, Ma X, Li JD. Enhancement for content delivery with proximity communications in caching enabled wireless networks: Architecture and challenges. IEEE Communications Magazine, 2016,54(8):70–76.

[10] Liu H, Chen Z, Qian L. The three primary colors of mobile systems. IEEE Communications Magazine, 2016,54(8):15–21.

[11] Sun PG, Zhao H, Luo DD, Zhang XD, YIN ZY. Research on RSSI-based location in smart space. Acta Electronica Sinica, 2007, 35(7):1240−1245 (in Chinese with English abstract).

[12] Wang R, Peng X, Zhang J, Letaief KB. Mobility-Aware caching for content-centric wireless networks: modeling and methodology. IEEE Communications Magazine, 2016,54(8):77–83.

附中文参考文献:

[3] 崔现东.内容中心网络网内缓存策略研究[博士学位论文].北京:北京邮电大学,2014.

[5] 芮兰兰,彭昊,黄豪球,邱雪松,史瑞昌.基于内容流行度和节点中心度匹配的信息中心网络缓存策略.电子与信息学报,2016,38(2): 325−331.

[11] 孙佩刚,赵海,罗玎玎,张晓丹,尹震宇.智能空间中 RSSI 定位问题研究.电子学报,2007,35(7):1240−1245.

© 中国科学院软件研究所 http://www.jos.org.cn

蔡岳平(1980－),男,江苏丹阳人,博士,副教授,CCF 专业会员,主要研究领域为云计算数据中心网络,光通信网络,软件定义网络,未来互联网.

陈文鑫(1995－),男,学士,主要研究领域为内容中心移动网络.

樊欣唯(1992－),女,硕士,CCF 学生会员,主要研究领域为内容中心网络,网络功能虚拟化.

罗森(1993－),男,硕士,CCF 学生会员,主要研究领域为数据中心网络.

邱娅(1993－),女,硕士,主要研究领域为云计算数据中心网络,未来互联网.

谭兵(1995－),男,硕士,主要研究领域为软件定义网络,未来互联网.

© 中国科学院软件研究所 http://www.jos.org.cn