

ON-CRP: 机会网络缓存替换策略研究

叶晖, 陈志刚, 赵明

(中南大学 信息科学与工程学院, 湖南 长沙 410083)

摘 要: 提出了一种新的机会网络缓存替换策略 (ON-CRP, opportunistic networking cache replacement policy)。与现有策略不同, 该策略基于节点与数据项的相关度来选择要替换的缓存数据, 并利用人类移动模式提取了目标地址匹配概率这一关键因素来对相关度进行判定; 同时结合数据项的访问与更新频率比值这一重要因素来对缓存数据替换标准进行设计。仿真实验结果表明 ON-CRP 能够有效降低数据的远程访问延迟, 与其他缓存替换算法相比网络开销降低了约 30%, 而数据的缓存命中率性能有约 10%~30% 的提高。

关键词: 机会网络; 移动自组网; 缓存命中率; 数据延迟

中图分类号: TP393

文献标识码: B

文章编号: 1000-436X(2010)05-0098-10

ON-CRP: cache replacement policy for opportunistic networks

YE Hui, CHEN Zhi-gang, ZHAO Ming

(School of Information Science and Engineering, Central South University, Changsha 410083, China)

Abstract: A novel cache replacement policy was proposed, which referred as ON-CRP (opportunistic networking cache replacement policy). Differing from most of existing policies, ON-CRP chose the data item to replace based on the correlation between the nodes and the item. It utilized the probability of destination-matching to judge the correlation which was gotten from humans' mobile patterns. Moreover, the visit and update frequency ratio was used to design the standard of cache data replacement. The simulation results show that ON-CRP policy can reduce the latency of remote data access. Furthermore, the resource consumption is reduced about 30% while cache hit ratio of data is improved about 10%~30%.

Key words: opportunistic networks; MANET; cache hit ratio; data latency

1 引言

目前机会网络^[1]受到了研究者广泛的关注。在欧美国家已出现了一些基于机会网络的具体应用: 如在一些人流密集区域 (剧院、超市) 向行人发送热门视频预告、打折商品信息等的数据分组商业应用 BlueCast、BlueBlitz^[2]; 在城市公交、地铁网络中装备无线智能传输设备, 完成道路与交通监控功

能的车载自组织网络^[3]; 在野生动物身上放置传感器, 采集研究动物迁徙习性数据^[4]等。其中以人为载体而构成的机会网络尤为受到重视。这一类网络的节点移动往往比较剧烈, 网络在大多数情况下处于不能连通的状态。这导致了传统移动自组网 (MANET) 的通信模式并不能有效的应用。在机会网络中, 主要利用节点的移动特性来协助数据多跳传输; 移动节点与其他节点互相通信的路由完全是

收稿日期: 2009-08-28; 修回日期: 2010-03-10

基金项目: 中国人民解放军总装备部基金资助项目 (9140A15030308QT4801); 国家自然科学基金资助项目 (60873082); 中国博士后科学基金资助项目 (20090451108)

Foundation Items: The People's Armed Police Force Equipment Foundation of China (9140A15030308QT4801); The National Natural Science Foundation of China (60873082); The Research Foundation for Post doctors in China (20090451108)

动态建立的, 其数据通信过程有如下特点。

1) 节点移动频繁、范围较大; 网络经常被分割成若干个互不连通的子区域, 同时较低的无线信道容量使得数据端到端的延时较长。

2) 数据传输强依赖于节点移动带来的相遇机会, 从而以刻画节点相遇概率与相遇时间数据分布为核心的节点移动模型成为影响机会网络通信性能的关键因素。

3) 缓存空间需求矛盾比 MANET 更加突出; 由于端到端的长时延导致数据在网络中要滞留较长时间, 使得中继节点的存储空间消耗较快, 相比传统的 MANET 而言, 其对缓存容量有着更高的要求。

在这种背景下, 如何针对机会网络通信特点设计有效的节点缓存替换策略成为一项缓解机会网络缓存需求空间矛盾的重要技术。目前已有较多基于无线环境下提出的缓存替换研究工作^[5~8]。如文献[5]中基于降低数据访问成本与访问延迟的目标设计了一种数据替换成本评估策略; 文献[6]考虑到利用节点间的协作关系来避免单个节点缓存有限的问题, 并据此设计了一种相应的 ACA 缓存替换算法; 文献[7]提出了 FloodCache, 其基本思想是利用有限的洪泛来查找附近节点是否缓存有其所需的数据项, 从而避免频繁远程访问, 利用较高的通信代价来降低数据延迟, 该策略主要用于对数据延迟要求较高的多媒体应用。文献[8]则提出一种可量测的缓存一致性校验的策略, 并相应地对缓存数据替换成本做了评估。然而大多数现有的缓存替换策略研究是以数据的相关访问信息作为替换标准, 如访问次数, 最后一次访问时间, 数据项尺寸大小等作为标准来对数据项替换策略进行设计。而对于数据的有效性考虑不够, 并未将其列为重要因素进行设计。但是在以人为载体的机会网络中, 对于不同类型的具体应用, 数据的有效性变得十分关键。比如在某些网络在线交易商城中, 特定商品的价格往往只在几天或数周内有效, 而在手机股票交易系统里, 股票价格的实时波动性使得缓存该数据几乎毫无价值。

另一方面, 针对机会网络的节点缓存替换策略研究比较少, 才刚刚开始起步。文献[9]提出了一种模糊预测节点移动趋势模型, 并基于该模型设计评估了相应的协作缓存策略。但该节点模型约束性较强且要采用预测滑动窗口值技术。而其余现有绝大

多数的缓存替换算法^[10,11]并未考虑节点移动趋势对缓存替换算法性能的影响。实际上, 在机会网络中刻画节点相遇与运动特征的模型是一个重点, 节点的运动趋势影响着节点间的协作关系与节点之间无线通信信道的稳定, 进而影响着节点缓存数据项的有效性与其可用性。

虽然目前已有利用社会网络知识与模糊预测节点运动趋势进行机会网络路由选择调度方面的研究^[12], 然而绝大多数的路由调度是基于抽象的标签或社区概念进行的, 并未讨论用户活动范围的具体影响。目前在缓存数据替换策略方向上还没有涉及结合确定的人类移动模式的研究。基于以上分析, 如何针对以人为载体的机会网络特点设计有效的节点缓存替换策略, 降低机会网络缓存空间矛盾成为本文关注的重点。

文献[13]中对 100 000 手机用户进行了为期半年的手机信号跟踪调查研究, 发现研究对象在习惯的支配下, 移动轨迹非常相似, 并据此得出了人类日常移动规律相应的概率与数学期望。本文基于文献[13]的人类移动模式规律这一重要成果提出了一种新的节点缓存替换策略: ON-CRP。与已有的绝大多数缓存策略不同, ON-CRP 充分考虑了节点移动规律对缓存区内数据项“有用性”的影响, 采用了特定数据与特定节点的相关度来进行替换标准的设计; 同时将数据的访问与更新频率作为影响缓存数据有效性的重要因素进行了设计; 最后, 在实验中本文采用齐夫分布对热点数据的访问情况与一般数据的普遍访问情况进行了模拟, 并且讨论了在不同的参数取值情况对性能的影响。

本文剩余部分的组织结构如下: 第 2 节详细说明 ON-CRP 的设计思路, 并对缓存替换策略设计所涉及的相关实现问题进行了讨论; 第 3 节给出了 ON-CRP 与其他同类策略比较的性能评估与实验结果并进行了相应的分析; 第 4 节是结束语。

2 ON-CRP 设计

本节首先详细说明 ON-CRP 基本设计思路, 随后讨论了实现方面具体涉及的问题。在无线通信环境下, 节点缓存数据替换流程如图 1 所示, 为方便描述, 图中符号定义如下: S_i 为数据项 i 的大小; V 为节点已缓存数据项集合; P_{hit} 为缓存区中数据项 i 的缓存命中率。

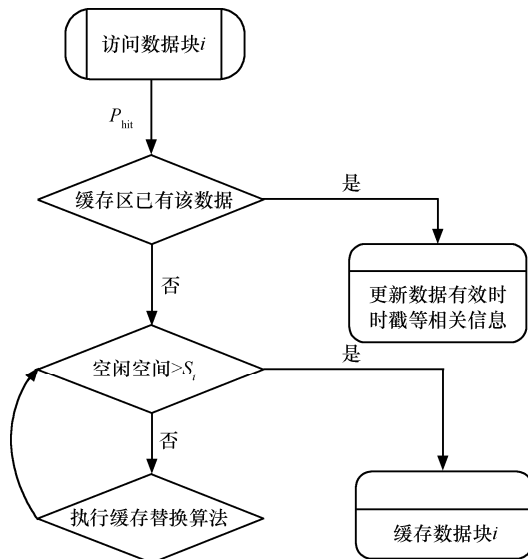


图 1 节点缓存数据替换流程

基于图 1 的流程，ON-CRP 在执行缓存替换算法时的目标是满足如下表达式：

$$\max \sum value(i), i \in V \quad (1)$$

其中， $value(i)$ 为评价数据项 i “有用性”的效用函数，本文基于节点与数据项的相关度这一标准来对数据项有用性进行评价，节点与数据项的相关度越高，则表明对特定节点而言该数据项的有用性越大；在相关度判定的基础上本文同时结合访问频率与更新频率的比值大小来对数据项的有用性进行评估。

2.1 节点与数据相关度

本文从文献[13]的人类移动模式中提取出目标地址匹配概率 P_{match} 这一关键因素，并在缓存替换策略中将其作为判定特定数据项与特定节点相关度的基本原则，下面做具体说明。

文献[13]中采集的实验数据指出经典的随机行走模型并不能准确描述人类日常移动规律的特点，由于大多数人平时频繁往返于几个地点（如工作单位、家等），经常出行 100km 以上的人不足 3%，因此相比随机行走模型而言，文献[13]从 Trace 文件数据中提取出的模型具有明显的快速衰减与重尾特征，且对于少数固定位置的趋向性明显，同时对于固定地点的间隔访问时间(inter-contact time)概率分布并不符合经典随机行走模型定义的 $\sim 1/(\ln 2(t))$ 分布。与之相反，其概率分布在固定的几个时间点上出现峰值并且独立于频繁往返地点的个数。

由于机会网络主要依靠节点移动来协助传输

数据，通过上述分析可以看出若中继节点移动过程中接收到的数据项其目的地与节点自身频繁往返地点记录匹配，则表明该节点将有较大机率会经过该数据项的目的地，因而有助于协助数据较快到达目的地，降低网络延迟。基于此，ON-CRP 设计策略的基本思路是节点将缓存内目标地址匹配成功的数据项予以优先保留。

本文假设在以人为载体的机会网络中每个节点可以获得当前自身的位置坐标（利用 GPS 等技术），并可记录频繁往返地点的历史访问次数以及到达和离开的时间。每个节点维护一张自身频繁往返的地点位置记录的数据表。考虑到现实情况，本文将节点频繁往返地点的数目设置为 4；整个数据记录可放在一个数据分组内完成，因此造成的查询性能开销非常小，如图 2 所示。

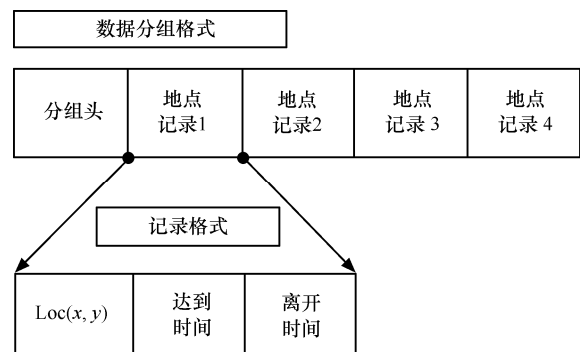


图 2 节点频繁往返地点记录分组格式

对于节点频繁往返地点的权重值采用如下方式进行计算：

$$W_{location} = k \sum_1^k T(k) \quad (2)$$

其中， k 表示用户对于该地点的历史访问次数，该值可从历史记录数据表中获得， $T(k)$ 为每次访问所逗留时间，通过该权重值计算可以有效反映用户对该频繁往返地点的喜爱与接触强度。ON-CRP 将根据权值进行排序并选取具有 4 个最大权值的地点记录。

另外，ON-CRP 将数据目标地址匹配概率作为判定特定节点与特定数据项相关度的基本依据，因此其匹配条件的判定是一个重点。然而在现实情况中，节点频繁往返地点地址能与数据项目的地址精确匹配 (x 、 y 坐标完全匹配) 的概率非常小。因此，在 ON-CRP 中对于 P_{match} 的计算采用如下过程：设定以数据项目的地为圆心， R 为半径的圆形单位区域 Cr ，若有当前节点的频繁往返地点记录在 Cr 区

域之内, 则满足 P_{match} 匹配成功条件。该计算过程是基于如下现实情况的考虑: 人经过某工作单位区域的几率比经过该单位一个特定地点的几率要大得多, 而在该工作单位区域内的节点, 认为其一般具有较为密切的关系 (如同事、亲人关系等), 符合传统 P2P 网络的小世界模型^[14], 当节点到达 Cr 区域后, 在该区域内数据可以进行小范围的洪泛传播。计算过程的关键是如何确定 R 的合理值。

文献[13]建立的人类日常活动半径内步长变化 (step-size) 服从如下的概率密度分布:

$$p(\Delta r | r_g) \sim r_g^{-\alpha} F(\Delta r | r_g) \quad (3)$$

在式 (3) 中, Δr 为人在日常活动半径内的步长 (step-size) 变化; r_g 为人的出行半径; α 为一个常数, 其值在 1.2 ± 0.1 范围内振荡。在 $x=1$ 的情况下, $F(x)$ 服从如下分布: $F(x) \sim x^{-\alpha}$, 其余参数具体描述可参考文献[13], 由式 (3) 可以看出人在超出其日常活动半径的活动几率呈指数急剧下降的趋势, 并且 $\Delta r / r_g$ 在 10^{-3} 处附近出现峰值。此时 Δr 值落约在 $4 \sim 200\text{m}$ 范围内 (r_g 的采样数值范围为 $4 \sim 200\text{km}$)。通过以上对文献[13]中实验数据的分析, 本文认为人在日常活动中在频繁往返地点周围的活动半径基本处于 $4 \sim 200\text{m}$ 的范围内, 对于超出该范围的突发情况和活动, 可以忽略。基于此, 对 R 值的设定采用“舍大取小”取平均值的保守策略, 设置 R 的取值范围为 $4 \sim 100\text{m}$ 。本研究在第3节的仿真实验将进一步基于不同 R 取值情况对 ON-CRP 的性能做具体分析。

通过上述设定后, ON-CRP 按照数据项目标地址匹配与否为标志将节点的缓存区划分为 M_t 与 M_f 2 个部分, M_t 部分是存放目标地址匹配的数据项, M_f 部分是存放目标地址不匹配的数据项, 在具体实现中由于每个节点频繁往返地点数有限, 因此匹配成功的数据项相比未成功匹配的数据项而言较少。缓存区的 M_t 与 M_f 空间比例初始划分大致为 1:4 左右, 并根据节点实际缓存情况进行动态调整。当进行缓存数据项替换时, ON-CRP 将优先替换 M_f 区的数据项。在同一区内的数据项, ON-CRP 将根据数据项的有效性来评估选择要替换的数据项。

2.2 数据项访问与更新频率比值

如前所述, 数据项的有效性是缓存替换策略要考虑的关键因素。ON-CRP 采用数据项访问与更新频率比值来衡量数据有效性; 其中数据项访问频率

是一个局部数据, 由缓存该数据项的单个节点独立确定, 而数据项更新频率是一个全局的系统数据, 由服务器或生成该数据的节点进行统一设置。若令 ϕ_i 表示单位时间内缓存数据项 i 的更新频率, 那么有如下 2 种边界情况:

1) $\lim \phi_i \rightarrow 0$, 这种情况表示数据项 i 无需更新, 永久有效;

2) $\lim \phi_i \rightarrow \infty$, 这种情况表示数据项 i 实时性极高, 持续有效性时间极短。

在 ON-CRP 中, 第 1 种情况表明该数据项缓存价值较高, 而第 2 种情况则表明该数据项几乎没有缓存价值, 可以直接选择替换。在绝大多数实际情况中, 数据项的有效性往往处于这 2 种边界条件之间, 在这种情况下, 数据项访问与更新频率的比值能够有效反映缓存命中率。具体描述如下: 令 δ_i 表示单位时间内缓存区数据项 i 的访问频率, 则连续 2 次数据更新间隔时间内的数据项 i 访问次数 f_i 的值为 δ_i / ϕ_i ; 若令 $P(f_i = n)$ 表示连续 2 次更新间隔时间内的数据项 i 的访问次数为 n 的概率, 那么总共有如下 3 种情况存在:

1) 在 2 次更新间隔时间内数据项 i 没有访问次数;

2) 在 2 次更新间隔时间内数据项 i 只有 1 次访问次数;

3) 在 2 次更新间隔时间内数据项 i 有 n 次数据访问, 其中 n 大于或等于 2。

数据项 i 没有访问次数 (第 1 种情况), 此时对计算缓存有效命中率没有影响, 考虑数据项 i 有访问次数的情况, 如果该次访问是 2 次更新间隔时间的第 1 次访问, 那么表示该数据项 i 随后才有可能被节点缓存, 在这种情况下后续的访问次数才能看作数据项 i 的有效命中次数。因此第 2 种情况也可以将其排除; 而在第 3 种情况下, 最多会有 $n-1$ 次有效命中次数。基于以上分析可得 2 次访问间隔时间内数据项 i 有效命中次数的上界为

$$U_{\text{hit}} = \sum_{n=2}^{\infty} (n-1) p(f_i = n) \quad (4)$$

通过式(4)可以看出 f_i (即 δ_i / ϕ_i) 成为影响缓存有效命中率的关键因素, 若令 S_r 表示节点缓存数据项需要的空间大小, 则 ON-CRP 将在基于上一节判断节点与数据项相关性的条件下替换掉 V 的子集 V_R , 其中的 V_R 满足如下 2 个条件:

$$\begin{aligned} \textcircled{1} \quad & \sum_{i \in V_R} S_i \geq S_r; \\ \textcircled{2} \quad & \sum_{i \in V_T} (\delta_i / \phi_i) \geq \sum_{i \in V_R} (\delta_i / \phi_i), \forall V_T (V_T \subseteq V \wedge V_T \not\subseteq V_R). \end{aligned}$$

最后，为提高效率并节省资源开销，ON-CRP 在每次对同处于一个缓存区 (M_f 或 M_t) 内的数据项集合进行数据项访问与更新频率比值计算之前，首先会进行数据项失效概率的计算以排除已经失效的数据项。由于机会网络具有长的数据延迟且其值波动范围大，不确定性较高的特点，这种情况导致了有可能会存在节点与节点之间对于某个具体数据项失效时间不同步的情况。基于这种情况考虑，本研究对于数据项失效概率 P_{ui} 采用类似文献[15]的计算方法。

$$\begin{aligned} P_{ui} &= \Pr(T_{ui} < T_{ai}) \\ &= \int_0^{\infty} \int_0^{T_{ai}} \delta_i e^{-\delta_i T_{ai}} \phi_i e^{-\phi_i T_{ui}} dT_{ui} dT_{ai} = \frac{\phi_i}{\phi_i + \delta_i} \end{aligned} \quad (5)$$

其中， T_{ai} 表示数据项访问间隔时间，而 T_{ui} 表示数据项失效时间，可以注意到在最后的计算结果中实际只包含了 δ_i 与 ϕ_i 值，非常适合对于机会网络较长并且波动范围较大的数据时延的情况。

2.3 ON-CRP 替换数据项方式

确定替换的数据项之后，ON-CRP 对于替换动作有如下 2 种方式：

- 1) 基于删除的替换，节点直接将数据项从缓存区内删除；
- 2) 基于转发机率的替换：节点选择合适的邻居节点将数据项进行转发，转发之后自身将缓存区内数据项删除。

假定节点 j 现在确定要将数据项 M 进行替换，那么它基于式(6)来确定选择哪一种具体替换方式。

$$Act_{replace}^{(M)} = \left\{ \begin{array}{l} forwarding, P_{rp}^{(M)} \\ Delete, 1 - P_{rp}^{(M)} \end{array} \right\} \quad (6)$$

其中， $P_{rp}^{(M)}$ 表示节点 j 对于数据项 M 的转发机率，对于 $P_{rp}^{(M)}$ 的计算采用式 (7)。

$$P_{rp}^{(M)} = P_{match}^{(M)} \frac{T_{encounter}}{N} \quad (7)$$

其中，布尔值 $P_{match}^{(M)}$ 表示节点 j 的周围邻居节点中对数据项目标地址的是否匹配，若匹配则值为 1，否则为 0。ON-CRP 允许节点在移动过程中周期性与邻近节点进行往返地点记录交换（可用图 2 所示的单个数据分组完成，通信开销很小），而 $T_{encounter}$ 表

示 2 个节点之间的历史相遇次数，文献[12]的实验数据指出，节点相遇次数可以反映节点之间关系紧密的程度，在这种情况下节点与节点之间有较大几率处于信任与协作的关系（如同事、亲人关系等），如何从社会网络关系结构对节点的信任与协作关系做进一步探讨是本研究下一步的工作方向；最后 N 值表示了目前数据项 M 被转发的次数。通过式 (7)，ON-CRP 倾向于向满足如下条件的邻居节点采取数据项转发的动作：1) 与数据项 M 的目标地址匹配；2) 与发送节点关系较为紧密，有信任与合作趋势；3) 数据项 M 的转发次数并不频繁，过于频繁的转发次数意味着数据项在网络中有较多备份数目，缓存价值降低。若节点 j 的邻居节点集中没有符合条件的邻居节点，则 ON-CRP 选择直接删除的替换方式。

2.4 ON-CRP 实现

基于上述分析，本节对 ON-CRP 算法的一些实现细节进行讨论，并提出 ON-CRP 缓存替换算法。就理论上而言，ON-CRP 还可以考虑其他替换因素，如数据项在网络中已有的备份数目，数据项的尺寸大小，数据项所占缓存空间比例大小等；然而在实际情况中考虑过多的因素会导致网络开销增加，且在机会网络中，节点对于网络拓扑往往没有先验知识，这些特点使得考虑过多的一些传统的影响因素要耗费较大的传播开销甚至是不可行的。因而 ON-CRP 只提取了具有代表性且符合机会网络通信特点的因素进行考虑。以 ON-CRP 为基础，如何根据不同特定具体应用进行专门的优化也是下一步工作方向。另外，在下节的实验中对各种算法传播开销有进一步的分析讨论。算法在选择替换数据时首先读取节点自身维护的频繁往返地点位置数据记录表，将其与缓存区内的数据项目标地址进行匹配判定，并根据匹配结果与要缓存的数据项大小进行相应的处理，若不匹配的数据项集合 M_f 空间足够容纳需要缓存的数据项则结束，否则继续进行数据项的访问与更新频率比值判定，并进行相应的替换直到剩余空间足够为止。

为提高缓存数据项插入与删除效率，ON-CRP 采用 2 个优先级队列来分别对 M_t 与 M_f 区的数据项进行排序，队列采用向量实现，以便于动态调整尺寸。优先级排序的关键字为数据项的访问与更新频率比值，该排序基于堆数据结构实现，其插入和删除操作可在 $O(N \log N)$ 时间级内完成，并且所需辅

助存储空间仅为 $O(1)$, 可以有效的节省存储空间。ON-CRP 的思想可用如下伪代码描述, 如表 1 所示。

表 1 ON-CRP 算法

| Algorithm. | ON-CRP: |
|-----------------------|---|
| ON-CRP(Di) | |
| { | // Di 是节点当前要缓存的数据; |
| | If (free cache space > Di.size) then |
| | Call Datacache(Di); //调用队列缓存函数 |
| | Else // Mf_Queue 为不匹配数据项队列 |
| | { while (Mf_Queue.length--) |
| | { // Vu_ratio 为 Di 访问与更新频率比值 |
| | remove data item ascending by Vu_ratio ; |
| | If (free cache space > Di.size) |
| | Call Datacache(Di), return ; //结束 } |
| | // Mf_Queue 为匹配数据项队列 |
| | while (Mf_Queue.length--) |
| | { remove data item ascending by Vu_ratio ; |
| | If (free cache space > Di.size) |
| | Call Datacache(Di), return ; } |
| | } |
| | } |
| DataCache (Di) | |
| | // Loc_table 为当前节点自身的往返地点记录表 |
| { | If (Di.loc(x,y) match in Loc_table) then |
| | { insert Di in Mf_Queue; |
| | Sort ascending Mf_Queue by Vu_ratio, return ; } |
| | Else { insert Di in Mf_Queue; |
| | Sort ascending Mf_Queue by Vu_ratio, return ; |
| | } |
| | } |

3 性能与仿真结果分析

本节给出了 ON-CRP 性能评估的结果。在 3.1 节中具体说明了仿真的环境与系统相关模型。3.2 节中对 ON-CRP、LRU(least recently used)、LFU(least frequency used)、OPT^[5] 进行了实验仿真, 并对仿真结果进行了分析比较。考虑到目前应用普及率与技术的成熟度, 本文采用蓝牙作为无线 MAC 通信协议, 同时为了增强蓝牙对移动场景下无线通信的支持能力, 基于前期所做的工作^[16]来对蓝牙无线通信协议进行了相应的改进。仿真实验平台为 UCBT^[17], UCBT 是一个开放源代码的蓝牙模拟

器, 在 NS2^[18]上经过编译安装后可以仿真蓝牙无线通信协议栈的关键协议层, 包括 BaseBand、L2CAP、LMP 和 BNEP 等。

3.1 相关实验模型与仿真环境参数

节点移动模型: 在手持式机会网络系统区域内, 节点的起始位置采取随机初始化的方式, 节点的移动速度在 0.8~1.4m/s 之间随机设置 (人的正常步行速度约为 1.2m/s, 这里考虑到人流密集与较小的情况)。由于人类的日常活动行为并不完全严格遵循移动规律 (如外出旅行与突发情况等), ON-CRP 将节点分为 2 大类: 1) 遵循移动规律的节点, 将这类节点再随机进行分组, 每一组按照预先设置的运动轨迹运动, 运动轨迹设定如下: 在矩形区域内设定了 12 个特定的固定频繁往返地点, 每个节点会经过这 12 个地点中随机选取的 4 个; 2) 不遵循移动规律的节点, 这类节点在设置区域内不间断地随机移动, 为增加节点运动随机因素, 节点移动方向周期性以一偏移量进行改变, 偏移量的范围在[-15, 15]角度范围内随机选取。为了更好的定量分析, 当节点移动到系统区域边界时, 本文设置其沿运动反方向返回系统区域之内。

服务端模型: 在系统矩形区域的两端放置了 2 个固定的基站节点 Server0 与 Server1。总共有 600 个数据项, ID 号为偶数的数据项在 Server0 节点内, 奇数项的数据在 Server1 节点内。数据项的大小在 50~100k 范围内随机分布。其余客户端移动节点数目为 500 个, 客户端节点初始化时缓存区为空。

数据查询请求与访问模型: 所有客户端节点在仿真开始时自身没有数据项, 需要访问基站以获取数据。客户端生成查询数据请求的间隔时间 T_{query} 服从泊松分布, 其间隔时间段的范围设置见表 2。查询数据项的请求为 S_n 个。当基站或移动节点收到数据查询请求后采用先来先服务的标准响应查询请求, 直到该请求被处理为止不再响应新的查询请求。每个节点对数据项的访问概率采用文献[5]使用的齐夫分布进行模拟。该分布主要用于非均匀分布建模, 服从齐夫分布的第 $i(1 \leq i \leq n)$ 个数据项的访问概率如下:

$$P_{di} = \frac{1}{i^\theta \sum_{a=1}^n 1/a^\theta} \quad (8)$$

其中, θ 为一偏移量 ($0 \leq \theta \leq 1$), 当 θ 值为 0 时, 式

(8) 遵循均匀分布；而当 θ 值为 1 时，则遵循严格的齐夫分布。有网络数据调查研究指出当前 80% 的网络数据查询是针对 20% 的热点数据而发起的，基于此原因在实验中本文将 θ 值的范围设置为 [0~0.8]，默认值为 0.8，同时在实验中本文对 θ 值的不同取值对数据传播开销的影响进行了讨论。其余的仿真环境参数在表 2 中进行了说明。本研究采用平均数据访问延迟、缓存命中率、数据传播开销 C_n 这 3 个性能指标来对不同的算法的实验结果进行比较分析。其中平均数据访问延迟定义为从节点发出请求到收到该数据的时间间隔，数据传播开销 C_n 定义为数据到达目的地时参与缓存该数据的节点的个数。实验分别基于节点缓存大小为 0.5MB、1.0MB、1.5MB、2MB、2.5MB、3MB 的情况对性能指标进行考察。

表 2 仿真环境参数说明

| 仿真参数 | 默认值 | 范围 |
|-------------------------------------|-----------|-----------|
| 节点数目 | 500 | |
| MAC 层通信协议 | Bluetooth | |
| 通信速率/ $\text{MB}\cdot\text{s}^{-1}$ | 1 | |
| 节点通信范围/m | 10 | |
| 数据项总数 | 600 | |
| 查询请求数据项数目 (S_n) | 200 | |
| 数据查询生成时间间隔/s | 60 | [60, 360] |
| 数据项大小 (S_{\min}, S_{\max}) | 50k | [50, 100] |

3.2 仿真结果分析比较

平均数据访问延迟：为研究不同 R 取值对 ON-CRP 性能的影响，本节首先分别基于 R 值为 4、10、40、60、85、100 的情况对 ON-CRP 数据访问延迟性能进行比较。实验结果数据为运行 20 次得到的平均值。节点缓存大小在 0.5~3MB 之间。从图 3 结果中可以看出，当 R 取值较小时(4~40 范围内)数据访问延迟处于一个相对较长的周期内。其原因是较小的 R 值使得能符合目标地址匹配条件的数据项较少，从而使得整个数据项集合的平均访问延迟处于较高水平。而当 R 值增大时数据延迟基本处于一个下降的趋势，但是当 R 取值超过 60 时延迟下降的趋势有所减缓，并且从图 3 中可以注意到 ON-CRP($R=60$)与 ON-CRP($R=100$)的性能表现并无太大差异，这表明当 R 取较保守值 60 时基本已可获得较好的性能。本研究在后续部分将采用 ON-CRP($R=60$)作为 ON-CRP 算法默认取值。

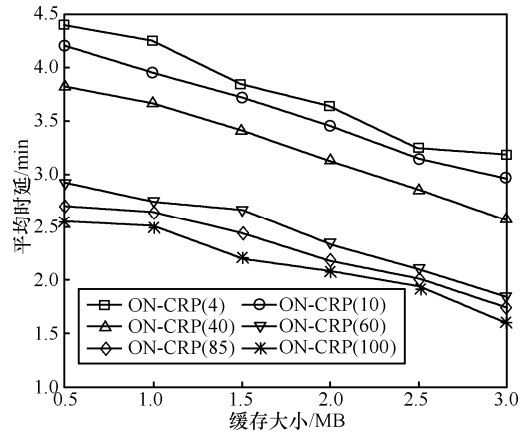
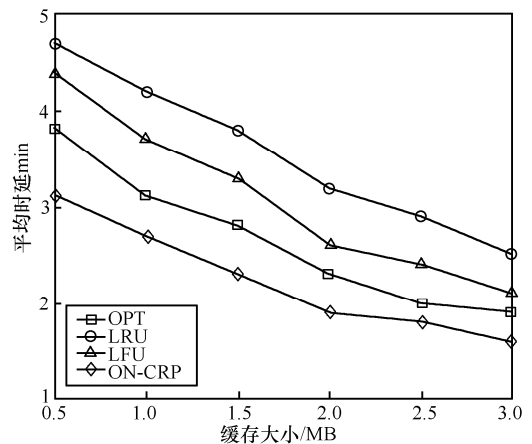
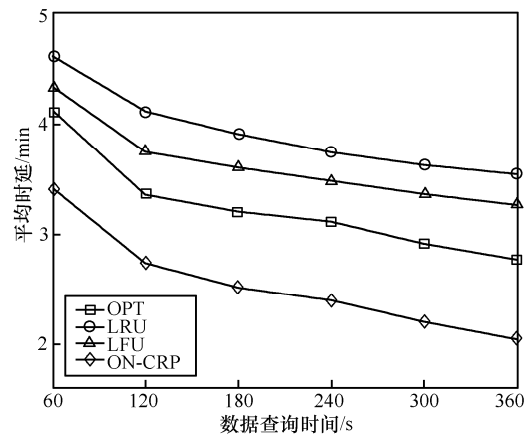


图 3 ON-CRP 在不同 R 值情况下的性能比较

图 4 显示了 LRU、LFU、OPT、ON-CRP 的平均数据访问延迟，不同算法从 500 个数据项中随机抽取了分组 ID 号为 14、21、30、121、147 的数据项的访问延迟并将其平均值作为算法结果。从图 4(a) 可以看出随着缓存容量的增大各种算法的平均访问延迟均趋向一个较小的值。其原因是由于缓存容量



(a) 基于缓存大小



(b) 基于查询时间

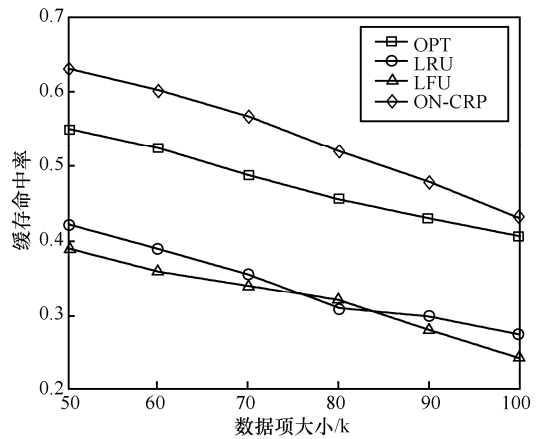
图 4 不同算法的平均数据延迟比较

的增加使得缓存命中率有所上升,从而减少了远程查询访问数据的几率,因而有效降低了访问延迟。其中的 LRU 与 LFU 算法由于只是针对一项具体的指标(数据项的最近访问时间或最近访问次数)进行数据选择替换,并未考虑机会网络数据通信的特点,因而在无线移动环境下性能表现一般,而 ON-CRP 在数据替换过程中充分考虑了特定节点与数据的相关度,保留了有可能较快到达目的地的数据。因此其平均访问延迟的值相应地处于一个较小的区间之内。

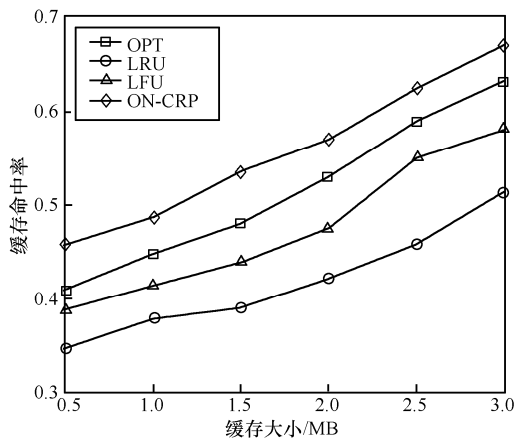
另一方面,如图 4(b)所示,本研究对不同查询时间间隔情况下的平均访问延迟进行了比较。从图中可以看出当实验开始运行时,客户端节点访问数据主要依靠从服务器基站节点的外部访问获取,而服务器端响应请求采取先来先服务的排队原则,因此当查询间隔时间较长时服务器能够较为有效地调度并响应查询请求,从而数据访问延迟表现出一个下降的趋势。而当系统趋于稳定状态时,可以看出这个趋势有所放缓,这是由于节点内缓存的数据项增加,本地数据访问次数提高,对服务器远程数据访问次数逐渐降低的缘故,从而使得间隔时间长短因素的影响逐渐降低。

缓存命中率比较:图 5 反映了各种算法的缓存命中率表现。为考察不同算法的真实表现,本文在系统趋于稳定的状态下(即节点缓存已满,开始运行替换算法时)开始收集实验数据。图 5(a)显示了不同数据项尺寸大小情况下的缓存命中率。节点的缓冲空间尺寸设置为 2MB,可以看出在有限的节点缓存空间前提下,随着数据项尺寸的变大,不同算法的缓存命中率呈现出一个下降的趋势。这是由于相比较大尺寸的数据项而言使得可缓存数据项的数目减少,因而,各种算法在小尺寸的数据项情况下缓存命中率表现较为优异。

另外在不同数据项大小的情况下,ON-CRP 的缓存命中率始终要优于 LRU 和 LFU,如在数据项大小为 100k 时,其缓存命中率比 LRU 高出约 14%,比 LFU 高出约 16%左右,而在数据项大小为 50k 的情况下,ON-CRP 缓存命中率比 LRU 与 LFU 分别约高出 21%~27%,即便与 OPT 相比也大约有 8%~10%的性能提高。总体而言,ON-CRP 结合考虑了数据项的访问频率与有效性这 2 个关键因素的影响,并且及时替换掉已过有效期的数据项,因而其缓存命中率与其他缓存替换策略相比有约 10%~30%的性能提高。



(a) 基于数据项大小



(b) 基于缓存大小

图 5 不同算法的缓存命中率比较

而图 5(b)反映了各种算法在不同缓存大小下的缓存命中率表现,可以看出各种算法的缓存命中率随着缓存容量的增大而表现出一个上升的趋势。其原因是大的缓存容量可以容纳更多的数据项,因此不同算法的本地缓存命中次数均有所提高,而且 ON-CRP 在上升趋势中的表现比其他缓存策略更加优异,同时可以注意到当缓存容量较小,可缓存数据项数目较小时这种差异并不明显,而当缓存容量增大,可缓存数据项数目较多时缓存命中率提高的优势逐渐明显。

传播开销比较:本文分别在不同的参数 θ 值和不同的缓存容量情况下对数据传播开销指标 C_n 进行了交叉分析,考虑不同的 θ 值情况主要是为了考察除了热点数据之外的一个所有数据普遍访问的情况,数据项的尺寸大小设置均为 50k。图 6(a)为 θ 值在 0~0.8 范围内的不同算法的数据传播开销比较。在 θ 值较小的情况下,由于节点总是倾向于对不同的数据项进行访问,对于特定数据项的频繁

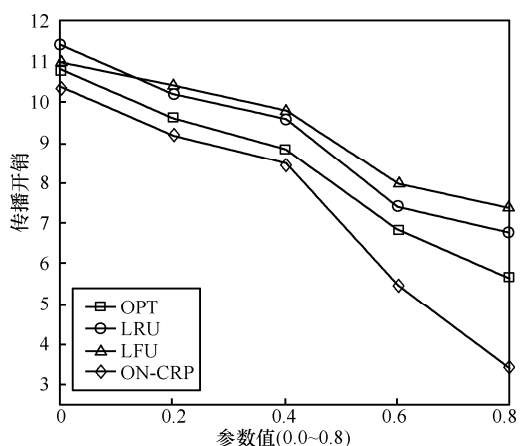
访问次数很少，导致缓存命中率较低，因而各种算法的远程数据访问都较为频繁，使得数据传播开销表现并无太大差异，均处于一个较高的水平。当 θ 值逐渐增大（ θ 值大于等于 0.4 范围时），可以看到各种算法开始表现出较大差异，尤其当数据项更新频率较高（即数据项有效性时间较短时），由于 ON-CRP 将数据项的有效时限作为一个重要因素进行考虑，缓存内失效的数据项较少，因而相比起其他算法而言数据传播开销表现处于一个较优的水平，最后由图 6(b)可以看出各种算法的数据传播开销 C_n 随着缓存容量的增大呈现下降的趋势。这是由于缓存容量的增加使得缓存的数据项数目有所增加，降低了访问服务器获取数据的机率，从而减少了参与协作缓存的节点数目。其中 ON-CRP 在节点移动过程中倾向于保留目标地址匹配的数据，从而能够较为有效提高数据传播过程的效率，在实验结果中其传播开销和 OPT 相比差异不大，而与 LRU 和 LFU 相比则大约降低了 30%~40%的开销。

4 结束语

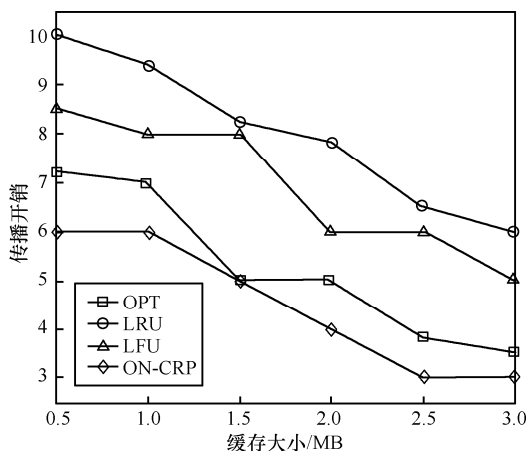
目前以人为载体的机会网络应用研究成为当前的一个研究热点。本文对机会网络节点缓存替换策略进行了深入研究，现有大多数缓存替换策略并未考虑节点移动规律对缓存数据有效性的影响。与之不同的是，本文从人类移动模式中提取出节点与数据相关度这一关键因素并将其作为影响替换标准的重要标准，并在此基础上结合数据项的有效性来对 ON-CRP 进行设计。仿真数据分析表明与目前常用缓存替换策略相比，ON-CRP 表现出对机会网络数据通信特点具有良好的适应能力，能够有效地提高数据项的缓存命中率，并降低端到端的数据访问延迟。下一步的工作方向我们将利用社会网络结构对 ON-CRP 节点与数据相关度的判定依据做进一步分析与完善，另外考虑针对各种特定具体应用对 ON-CRP 数据替换标准进行不同的优化。

参考文献:

- [1] 熊永平, 孙利民, 牛建伟等. 机会网络[J]. 软件学报, 2009, 20(1): 124-137.
XIONG Y P, SUN L M, NIU J W, *et al.* Opportunistic networks[J] Journal of Software, 2009,20(1): 124-137.
- [2] JUNG S, LEE U, CHANG A, *et al.* BlueTorrent: cooperative content sharing for bluetooth users[A]. IEEE PerCom[C]. White Plains, 2007, New York. 47-56
- [3] HULL B, BYCHKOVSKY V, ZHANG Y, *et al.* CarTel: a distributed mobile sensor computing system[A]. Proc of the 4th Int'l Conf on Embedded Networked Sensor Systems. Boulder[C]. 2006. 125-138.
- [4] JUANG P, OKI H, WANG Y, *et al.* Energy-Efficient computing for wildlife tracking: design tradeoffs and early experiences with ZebraNet[A]. Proc of the 10th Int'l Conf on Architectural Support for Programming Languages and Operating Systems[C]. New York: ACM, 2002. 96-107.
- [5] YIN L, CAO G, CAI Y. A generalized target-driven cache replacement policy for mobile environments[A]. The IEEE Symposium on Applications on the Internet[C]. January 2003, 14-21.
- [6] 牛新征, 余堃, 秦科. 移动 P2P 网络的协作缓存优化策略[J]. 计算机研究与发展, 2008, 45(4):656-665.
NIU X Z, YU H, KE Q. A cooperative caching optimized policy of mobile peer-to-peer networks[J]. Journal of Computer Research and



(a) 基于不同参数值

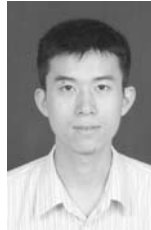


(b) 基于缓存大小

图 6 不同算法数据传播开销比较

- Development, 2008,45(4):656-665.
- [7] LAU W, KUMAR M, VENKATESH S. a cooperative cache architecture in supporting caching multimedia objects in MANETs[A]. The Fifth International Workshop on Wireless Mobile Multimedia[C]. 2002. 56-63.
- [8] CAO G. A scalable low-latency cache invalidation strategy for mobile environments[J]. IEEE Transactions on Knowledge and Data Engineering, 2003, 15(5): 1251-1265.
- [9] WANG Y L, CHAN E, LI W Z. Location dependent cooperative caching in MANET[A]. The 37th International Conference on Parallel Processing[C]. 2008. 470-477.
- [10] XU J, HU Q, LEE W C, *et al.* Performance evaluation of an optimal cache replacement policy for wireless data dissemination[J]. IEEE Trans Knowledge and Data Eng, 2004, 16(1): 125-139.
- [11] XU J, HU Q, LEE D L, *et al.* SAIU: an efficient cache replacement policy for wireless on-demand broadcasts[A]. Proc Ninth ACM Int'l Conf. Information and Knowledge Management[C]. 2000. 46-53.
- [12] BOLDRINI C, CONTI M, PASSARELLA A. Exploiting users' social relations to forward data in opportunistic networks: the HiBOp solution[J]. Pervasive and Mobile Computing (PMC), 2008,(4): 633-657.
- [13] GONZA'LEZ M C, HIDALGO C A, BARABA'SI A L. Understanding individual human mobility patterns[J]. Nature, 2008, 453: 779-782.
- [14] WATTS D J, STROGATZ S H. Collective dynamics of 'small-world' networks[J]. Nature, 1998, 393: 440-442.
- [15] XU J, HU Q, LEE W, *et al.* Performance evaluation of an optimal cache replacement policy for wireless data dissemination under cache consistency[A]. 2001 International Conference on Parallel Processing[C]. 2001. 125-129.
- [16] YE H, CHEN Z G, LI Q H. Research of improved QoS of data transmission in bluetooth mobile P2P networks[A]. Proceedings of the 9th ICYCS 2008[C]. 2008.336-341.
- [17] UCBT[EB/OL]. <http://www.cs.uc.edu/~cdmc/ucbt/>.2010.
- [18] NS-2[EB/OL].URL: <http://www.isi.edu/nsnam/ns/>.2010.

作者简介:



叶晖 (1979-), 男, 湖南长沙人, 中南大学博士生, 主要研究方向为机会网络、移动网络、网络 QoS 优化。



陈志刚 (1964-), 男, 湖南益阳人, 中南大学教授、博士生导师, 主要研究方向为计算机网络及分布式计算。



赵明 (1975-), 男, 湖南益阳人, 博士, 中南大学副教授, 主要研究方向为无线传感器网络、移动自组网。