RAERA: A Robust Auctioning Approach for Edge Resource Allocation

Abhinandan S. Prasad, Mayutan Arumaithurai, David Koll, Xiaoming Fu

数据、应用程序和服务被放置在网络的边缘的好处:

降低通过基础设施的流量

减少应用程序和服务的延迟

扩展网络服务

问题的出现：现有的定价模型，很难为所有参与者得出公平的价格。

在商品或服务价格具有不确定性且对市场参与者知之甚少的市场中，卖方倾向于制定对其有利的价格

在存在竞争的情况下，这些定价方案可能会将客户赶走，或导致更低的价格导致损失

解决方案： 动态定价

拍卖机制：

RAERA 提供了一个依赖时间的公平价格，实现对资源卖家的利润和对资源买家的公平价格

RAERA，它适用于边缘资源的典型市场不确定性，客户对于广泛的异质资源具有不同的估值分布。

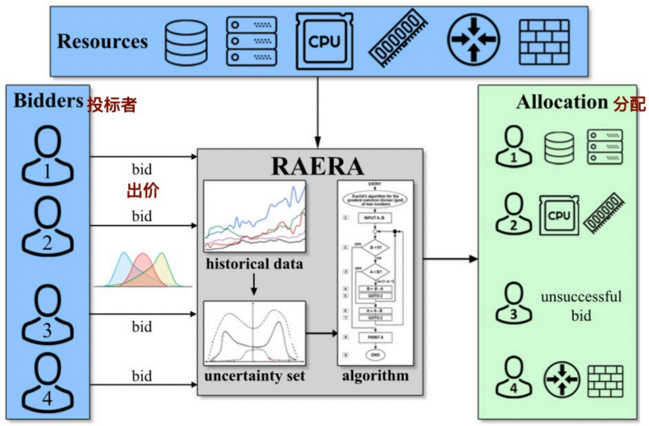

Figure 1: RAERA Auction Framework: Buyers place bids on resources and RAERA decides the allocation.

术语：

(Edge) Resources：

可用于支持边缘计算的资源，如虚拟化资源，实际资源

Sellers：

在网络边缘拥有边缘资源并愿意将其出租给内部买家的实体。例如，基础设施提供商（如边缘/接入/眼球ISP和移动网络提供商）。

Buyers：

希望借助边缘计算增强向客户提供的服务的人。例如，内容提供商或服务提供商。

挑战：

- 定价的不确定性：由于缺乏基本事实，很难验证资源估价。
- 服务保证：服务提供商无法保证服务的可用性
- 战略行为：买家通常对资源有严格的要求，但大多数卖家无法为优质客户提供固定价格范围内的服务保障

问题定义：

buyers集合：$N=\{1,2,...,n\}$

边缘资源集合： $M = \{1,2,...,m\}$

V_{ij}表示buyer i对资源j的估价

buyer i的估价矢量为$v_i = (v_{i1},v_{i2},...,v_{im})$.

buyer i的投标$b_i = (b_{i1},...,b_{im})$

$\beta \in R^n$ 作为所有用户的投标概况或投标向量 $\beta = (b_1,b_2,...,b_n)$

b_{-i} 为除i外所有用户的出价向量$b_{-i} = (b_1,b_2,...,b_{i-1},b_{i+1},...,b_n)$ $\beta = (b_i,b_{-i})$.

x(·)是边缘资源根据用户提交的投标书分配给用户的函数
p(·)是一个支付函数，它将一个投标文件映射到一个N维的实际值，这是一个货币支付。
Let ui be the utility derived by the ith buyer
设Uj 为资源j的不确定性集（即允许数据和约束在集内变化而不影响最优性）

设w为服务提供商的盈亏平衡最优（总不确定性条件下的最优收益）。
最大化w需要满足一下特性：
• Individual Rationality （IR）： 用户在真实竞价时不应赔钱，即ui ⩾ 0. 。
• Incentive compatibility（IC）： 用户要求更高的实用性来进行真实投标。假设b是一个不真实的投标文件，即： $u_i(v_i, x(b_i, b_{-i}), p(b_i, b_{-i})) \quad \geq \quad u_i(v_i, x(\widehat{b_i}, b_{-i}), p(\widehat{b_i}, b_{-i}))$

优化问题：

maximize $\mathcal{W}$
subject to w是服务提供商的盈亏平衡最优（总不确定性条件下的最优收益）

$$
\begin{aligned}
&(i) && \mathcal{W} - \sum_{i\in N} p_i \le 0 && \text{确保拍卖商获得非负利润}\\
&(ii) && \sum_{j\in M} x_{ij} \le 1, \forall i \in N && \text{每个资源的分配}\\
&(iii) && \sum_{k=1}^{m} \hat{b_{ij}} x_{ij} - \hat{p_i} \le \sum_{k=1}^{m} b_{ij} x_{ij} - p_i, \forall b_{ij}, \hat{b_{ij}} \in \mathcal{U} && \text{具有IC特性}\\
&(iv) && p_i \le \sum_{j\in M} b_{ij} x_{ij} && \text{具有IR特性}\\
&(v) && x_{ij} = \{0, 1\}. && \text{将原子资源分配给第i个买家}
\end{aligned} \tag{2}
$$

算法：

目标是最大化拍卖商的最坏情况下的收入W，卖方必须确定资源的最低价格，即底价
其思想是将问题表述为线性规划（LP），并导出相应的对偶。
找到盈亏平衡最优估值是首要问题

$$
\begin{aligned}
&\max_{v\in\mathcal{U}} && \sum_{i\in N}\sum_{j\in M} x_{ij}\cdot v_{ij}\\
&\text{subject to} && \\
&(i) && \sum_{j\in M} x_{ij} \le 1, \forall i \in N \quad \text{确保拍卖中每个再资源的分配}\\
&(ii) && \sum_{j\in M} x_{ij}\cdot v_{ij} \le \sum_{j\in M} x_{ij}\cdot u_{ij}, \forall i \in N, u_{ij} \in \mathcal{U}\\
& && \text{确保IC和IR属性的多面体不确定性的鲁棒优化约束}\\
&(iii) && x_{ij} \ge 0. \quad \text{确保零或非负分}
\end{aligned} \tag{3}
$$

对偶问题：

$$
\begin{aligned}
&\min && \sum_{j\in M} \epsilon_j + \eta_i \sum_{i\in N}\sum_{j\in M} x^{\star}_{ij}\cdot \tilde{u}_i\\
& && \text{找出不确定性集合中所有估值v的z。相应的分配也被称为候选分配（收到投标矢量之前的分配）}\\
&\text{subject to} && \\
& && \epsilon_j + z_{ij}\cdot\eta_i \ge z_{ij} \forall i \in N, j \in M\\
& && \epsilon_j, \eta_i \ge 0. \quad \text{最坏情况下的估值向量}
\end{aligned} \tag{4}
$$

底价： 底价——$r_{ij} \leftarrow \epsilon^{\star}_j + \eta^{\star}_i \cdot x^{\star}_{ij}, \forall i \in N, j \in M$

算法一：

Algorithm 1: calculateReservePrice($\mathcal{U}$) 计算底价

Input : Uncertainty set $\mathcal{U}$

Output : Reserve price r_{ij} and candidate allocation $x^{\star}_{ij}, \forall i \in, j \in M$

Compute worst case valuation $z = \{z_{ij}\}$ and candidate allocation $x^{\star} = \{x^{\star}_{ij}\}$ using Eq. (3);

Calculate $\epsilon^{\star}$ and $\eta^{\star}$ using Eq. (4);

Calculate r_{ij} using Eq. (6) ;

算法二：

1）所有买方发出的一套可行的出价方案。设为P

2）在P中找到一个分配，它使拍卖商的收入最大化

3）调整候选分配来反映每个买家的喊价，让aij 作为最终分配

4）allocation in the absence of each buyer 。当买方k不在时，设置分配集Q

5）计算每个买方的付款

Algorithm 2: allocateAndPay($b, r_{ij}, x^{\star}_{ij}$) 分配和支付

Input : Bid vector b, reserve prices r_{ij}, candidate allocation $x^{\star}_{ij}$

Output : allocation vector a_{ij} and payment $p_i, \forall i \in, j \in M$

if $b \notin \mathcal{U}$ **then**

  $aij \leftarrow 0, p_i \leftarrow 0, \forall i \in N, j \in M$;

end

Compute set $\mathcal{P}$ using Eq. (7) ; 所有买方发出的一套可行的出价方案

Compute set Q_k using Eq. (10) $\forall k = 1, \ldots, n$; 当买方k不在时的分配集。

Compute $y_{ij}, \forall i \in N, j \in M$ using Eq. (8);

Compute $y^{k}_{ij}, \forall i \in N \backslash \{k\}, j \in M$ using Eq. (11);

$a_{ij} \leftarrow x^{\star}_{ij} + y_{ij}, \forall i \in N, j \in M$;

Compute payment p_i using Eq. (12) ;

Allocate j^{th} resource to i^{th} bidder with a probability a_{ij} ; 最终分配

Compute price for j^{th} resource for i^{th} bidder as $\frac{p_i}{\sum_{j \in M} a_{ij}}$;