生産システム部門研究発表講演会 2020 講演論文集['20.3.26,27,東京]

クラウドソースドマニュファクチャリングへの組合せダブルオークションに基づくリソース配分手法の一提案

A Proposal on Resource Allocation Method based on Combinatorial Double Auction for Crowdsourced Manufacturing

〇原田佳明・神戸大学
Yoshiak Harada, Kobe University

貝原俊也・神戸大学
Toshiya Kaihara, Kobe University

國領 大介・神戸大学
Daisuke Kokuryo, Kobe University

藤井 信忠・神戸大学
Nobutada Fujii, Kobe University

論文要旨

IoT 技術の発展により，個々の企業が持つリソース情報を共有しその相互活用を行うクラウドソースドマニュファクチャリングと呼ばれる生産形態が注目されている．我々はこの生産形態の実現において鍵となる独立した企業間の合理的なリソース配分方法として，分散環境下において財の配分と取引価格が決定可能なオークションに着目してきた．そして本稿では，買い手・売り手の双方が入札を行う組合せダブルオークションに基づいた新たなリソース配分手法を提案し，本生産形態における提案手法の耐戦略性とパレート効率性について考察する．

Key Words: *Crowdsourced Manufacturing, Production System, Resource Allocation, Combinatorial Double Auction*

1 はじめに

共生型モノづくりのコンセプトであり，個々の企業が持つリソース情報を共有しその相互活用を行う生産形態であるクラウドソースドマニュファクチャリングが注目を集めている [1]．この生産形態の実現には独立した企業が参加する状況下においても成り立つ企業間のリソース配分の仕組みが必要とされている．本研究では，分散された意思決定下において財の配分とその価格を決定できるオークションに着目し，買い手・売り手の双方が入札可能な組合せダブルオークションに基づいた 2 種類のリソース配分手法を提案する．

2 対象モデル

本研究で対象とするクラウドソースドマニュファクチャリングモデルを以下の I~IV で定義する．

I. 出来ない処理がある場合にリソースを要求する企業をリソース要求企業と呼ぶ．しかしオーダを製造する為の一部のリソースのみを得ても利益がないものとする．
II. リソースの遊休時間にリソースを提供する企業をリソース提供企業と呼ぶ．
III. オークション主催者が，リソース要求に対する提供リソースの配分と取引価格を決定する．
IV. 対象とする製品は，工程毎に分割可能とする．

3 提案手法

オークションにおいて重要な評価指標として，個人合理性，パレート効率性，耐戦略性が挙げられる．個人合理性とはオークションに参加して損をする人がいないという性質である．パレート効率性とは誰かの効用を下げることでしか他の誰かの効用を高めることができない状態であることを指し，オークションにおいては総利益が最大化されている状態のことである．また耐戦略性とは正直に真の評価値を申告することが支配戦略となる性質である．しかし，ダブルオークション 環境下においてこの全てを満たすオークションメカニズムは存在しないことが示されている [2]．そこで本研究では，個人合理性を満たした上で手法 I:パレート効率性を満たす手法 I，ならびに耐戦略性を満たす手法 II を提案する．

3-1 入札作成

提案する 2 つの手法は大きく分けて，入札を作成する部分と，その入札を元にオークション主催者のリソースの配分と価格を決定する部分からなる．ここでは共通部分である入札作成について説明する．

- リソース提供企業i∈$\boldsymbol{I}$はオークション主催者に入札を行う．
  - 提供するリソース$r \in R$のコスト$c_{i,r}$ と提供時間$TP_{i,r}$からなる入札を$|\boldsymbol{R}|$個作成する．
- リソース要求企業j∈$\boldsymbol{J}$はオークション主催者に入札を行う．
  - 予算$v_{j,n}$と要求するリソース$r \in R$の要求時間$TR_{j,n,r}$ からなる入札をN個提示する．ただし勝者となる入札は 1 つとする．また必要なリソースの組合せに対してリソースの入札を作成する．

ただし予算とコストに関してはこの価格で取引を行うと利益が出ない値とし，利益は取引価格とこれらの値の差で計算される．

3-2 手法 I:パレート効率性を満たす手法

パレート効率性を満たす手法 I の入札作成後の手順でを以下に示す．

STEP1. オークション主催者は，入札を元に勝者決定問題$P(\boldsymbol{I},\boldsymbol{J})$を作成し，それを解くことでリソース配分を決定する．
STEP2. オークション主催者は，リソースの取引価格を決定する

3-2.1 勝者決定

STEP1 におけるリソースの配分を決める問題を勝者決定問題と呼び，組合せ最適化問題として定式化される．またこの問題を$P(\boldsymbol{I},\boldsymbol{J})$とする．

$$\max \quad V(\boldsymbol{I},\boldsymbol{J}) = \sum_{j\in\boldsymbol{J}}\sum_{n\in\boldsymbol{N}} v_j \times y_{j,n} - \sum_{i\in\boldsymbol{I}}\sum_{r\in\boldsymbol{R}}\sum_{j\in\boldsymbol{J}}\sum_{n\in\boldsymbol{N}} c_{i,r} \times x_{i,r,j,n} \tag{1}$$

$$\text{s.t.} \quad \sum_{j\in\boldsymbol{J}}\sum_{n\in\boldsymbol{N}} x_{i,r,j,n} \le TP_{i,r} \quad (\forall i, \forall r) \tag{2}$$

$$\begin{cases} x_{i,r,j,n} = 0 \quad (\forall i, \forall r) & (\text{if } y_{j,n} = 0) \\ \sum_{j\in\boldsymbol{J}}\sum_{n\in\boldsymbol{N}} TR_{j,n,r} \times x_{i,r,j,n} = TR_{j,n,r} \quad (\forall i, \forall r) & (\text{if } y_{j,n} = 1) \end{cases} \tag{3}$$

$$\sum_{n\in\boldsymbol{N}} y_{j,n} \le 1 \quad (\forall j) \tag{4}$$

$$x_{i,r,j,n} \in \boldsymbol{Z} \tag{5}$$

$$y_{j,n} \in 0,1 \tag{6}$$

決定変数は$x_{i,r,j,n}$と$y_{j,n}$である．$x_{i,r,j,n}$は企業と企業がリソースを取引する量を表す整数変数であり，$y_{j,n}$は企業jの入札nが選ばれるとき 1，選ばれない時 0 となる変数である．式(1)は目的関数であり，総利益最大化を表す．式(2)は提供企業のリソースの容量制約を表す. 式(3)は組合せ入札に関する制約である．式(4)は勝者となる要求企業の入札は高々1 つとする制約である．この問題$P(\boldsymbol{I},\boldsymbol{J})$を解くことで勝者となる要求企業の入札と，それに対する提供リソースの配分を決定する．また問題の最適解は総利益が最大化されているので，パレート効率な状態となっている．

3-2.2 取引価格決定

STEP2 では前節のリソース配分を元に取引価格を決定する．手法 I の取引価格は Samimi らの文献を参考にした [3]．この

取引価格はお互いの評価値の平均の価格から決定され，以下の式で表される．

$$trade_{i,r,j,n} = \frac{c_{i,r} + \{v_{j,n} \frac{TR_{j,n,r}}{sumTR_{j,n}} / TR_{j,n,r}\}}{2} \times x_{i,r,j,n} \tag{7}$$

$$sumTR_{j,n} = \sum_{r \in R} TR_{j,n,r} \tag{8}$$

4 手法 II:耐戦略性を満たす手法

VCG（Vickrey-Clarke-Groves）オークション [4]などの耐戦略性を満たすオークションメカニズムは，ダブルオークション環境下においてオークション主催者の個人合理性を満たすことができない．その欠点を克服する手法として Padding Method が提案された [5]．この手法は，仮想的な買い手を用意し，均衡価格を引き上げることで，買い手の支払い価格を引き上げ，オークション主催者の個人合理性を満たす手法である．しかし仮想的な買い手の財が無駄となりパレート効率性を満たすことができない. 手法 II はこの Padding Method を元にしている．以下に入札作成後の流れを示す.

STEP1.　提供側と要求側の入札を元にした勝者決定問題$P(\boldsymbol{I},\boldsymbol{J})$に対し, 仮想的な買い手を考慮した問題$P(\boldsymbol{I},\boldsymbol{J},\boldsymbol{Q})$を作成し, 最適解を求めることで勝者となる入札を決める.

STEP2.　$P(\boldsymbol{I},\boldsymbol{J},\boldsymbol{Q})$において勝者となった要求企業に対して支払いを決定する.

STEP3.　$P(\boldsymbol{I},\boldsymbol{J},\boldsymbol{Q})$において勝者となった要求企業の集合$\tilde{\boldsymbol{J}}$をとし，また敗者となった入札の決定変数を 0 とした問題を作成し，最適解を求めることで，提供リソースの取引量を決める.

STEP4.　$P(\boldsymbol{I},\tilde{\boldsymbol{J}})$において勝者となったリソース提供企業に対して収入を決定する.

4-1.1　問題$P(\boldsymbol{I},\boldsymbol{J},\boldsymbol{Q})$の定式化

<仮想的な買い手$\boldsymbol{Q}$の定義>

提供企業仮想的な買い手$\boldsymbol{Q}$は$\boldsymbol{Q} = \{Q_1, Q_2, Q_r \dots Q_{|\boldsymbol{R}|}\}$で表現される．$Q_r$は$\boldsymbol{Q}$が要求するリソース$r$を要求する時間である．文献に従い以下のように定める.

$$Q_r^I = \max\{TP_{i,r} | i \in \boldsymbol{I}\} \tag{9}$$

$$Q_r^J = \max\{TR_{j,n,r} | j \in \boldsymbol{J}, n \in \boldsymbol{N}\} \tag{10}$$

$$Q_r = \max\{Q_r^J, Q_r^I\} \tag{11}$$

式(9)は 1 提供企業が提供するリソースrの最大提供時間, 式(10)は 1 要求企業が要求するリソースrの最大要求時間をそれぞれ表す. 式(11)はリソースrの 1 企業が提供または要求する最大の時間を表す．仮想的な買い手$\boldsymbol{Q}$は予算が 0 であるが満たさなければならない 1 要求企業として扱う.

<問題$P(\boldsymbol{I},\boldsymbol{J},\boldsymbol{Q})$の定式化>

前述の仮想的な買い手$\boldsymbol{Q}$を考慮した問題$P(\boldsymbol{I},\boldsymbol{J},\boldsymbol{Q})$を定義する．問題$P(\boldsymbol{I},\boldsymbol{J})$と問題$P(\boldsymbol{I},\boldsymbol{J},\boldsymbol{Q})$の異なる部分である式(12)-式(15)について説明をする

$$\max \quad V(\boldsymbol{I},\boldsymbol{J},\boldsymbol{Q}) = \sum_{j \in \boldsymbol{J}} \sum_{n \in \boldsymbol{N}} v_j \times y_{j,n} - \sum_{i \in \boldsymbol{I}} \sum_{r \in \boldsymbol{R}} \sum_{j \in \boldsymbol{J}} \sum_{n \in \boldsymbol{N}} c_{i,r} \times x_{i,r,j,n} - \sum_{i \in \boldsymbol{I}} \sum_{r \in \boldsymbol{R}} c_{i,r} \times q_{i,r} \tag{12}$$

$$\text{s.t.} \quad \sum_{j \in \boldsymbol{J}} \sum_{n \in \boldsymbol{N}} x_{i,r,j,n} + \sum_{i \in \boldsymbol{I}} \sum_{r \in \boldsymbol{R}} q_{i,r} \le TP_{i,r} \quad (\forall i, \forall r) \tag{13}$$

$$\sum_{i \in \boldsymbol{I}} q_{i,r} = Q_r \quad (\forall r) \tag{14}$$

$$q_{i,r} \in \boldsymbol{Z} (\forall i, \forall r) \tag{15}$$

まず，どの提供企業iが$\boldsymbol{Q}$に対してリソースrを提供するかの決定変数$q_{i,r}$を用意する．そして$\boldsymbol{Q}$の要求を満たすための制約式を(12)に追加する．それによって問題$P(\boldsymbol{I},\boldsymbol{J})$の提供企業の容量制約が式(2)から式(13)となる．そして$\boldsymbol{Q}$を満たした分のコストが目的関数に考慮されることで，問題$P(\boldsymbol{I},\boldsymbol{J})$の式(1)が式(12)となる．この問題$P(\boldsymbol{I},\boldsymbol{J},\boldsymbol{Q})$を解くことで勝者となる要求企業の入札を決定する.

4-1.2　支払いの決定

ＳＴＥＰ4 において，勝者となった提供企業jの入札nの支払価格は以下の式で決定される.

$$pay_j = -\{V(\boldsymbol{I},\boldsymbol{J},\boldsymbol{Q}) - v_{j,n}\} + V(\boldsymbol{I},\boldsymbol{J} \backslash \{j\}, \boldsymbol{Q}) \tag{16}$$

pay_j は要求企業jの予算に依存しておらず，問題$P(\boldsymbol{I},\boldsymbol{J},\boldsymbol{Q})$において勝者となる為の最小の価格となっている．このようにオークションにおいて勝者になれる最小（最大）となれる価格を支払う（受け取る）オークションは耐戦略性を満たす.

4-1.3　問題問題$P(\boldsymbol{I},\tilde{\boldsymbol{J}})$の定式化

勝者となった要求企業の集合$\tilde{\boldsymbol{J}}$を定義し，また敗者となった入札の決定変数を 0 とした新たな問題$P(\boldsymbol{I},\tilde{\boldsymbol{J}})$を定義する.

$$\max \quad V(\boldsymbol{I},\tilde{\boldsymbol{J}}) = \sum_{j \in \tilde{\boldsymbol{J}}} \sum_{n \in \boldsymbol{N}} v_j \times y_{j,n} - \sum_{i \in \boldsymbol{I}} \sum_{r \in \boldsymbol{R}} \sum_{j \in \tilde{\boldsymbol{J}}} \sum_{n \in \boldsymbol{N}} c_{i,r} \times x_{i,r,j,n} \tag{17}$$

$$y_{j,n} = 0 \quad (\text{if } y_{j,n} = 0 \text{ in } P(\boldsymbol{I},\boldsymbol{J},\boldsymbol{Q})) \tag{18}$$

問題$P(\boldsymbol{I},\tilde{\boldsymbol{J}})$は問題$P(\boldsymbol{I},\boldsymbol{J})$の$\boldsymbol{J}$を$\tilde{\boldsymbol{J}}$で置き換え，制約式(18)を追加したものとなっている．問題$P(\boldsymbol{I},\tilde{\boldsymbol{J}})$の最適解を求めることで，提供企業の勝者，つまり各提供企業が提供するリソースの時間を決定する．問題$P(\boldsymbol{I},\boldsymbol{J},\boldsymbol{Q})$で敗者となった入札は，問題$P(\boldsymbol{I},\tilde{\boldsymbol{J}})$で選ばれることはないので，仮想的な買い手$\boldsymbol{Q}$の分のリソースの取引は行われない.

4-1.4　報酬の決定

問題 $P(\boldsymbol{I},\tilde{\boldsymbol{J}})$ の解を元に，売り手iがリソースrを$\sum_{j \in \tilde{\boldsymbol{J}}} \sum_{n \in N} x_{i,r,j,n}$[Ts]提供することで得られる報酬$revenue_{i,r}$を式(19)で決定する.

$$\begin{aligned} revenue_{i,r} = & \sum_{j \in \tilde{\boldsymbol{J}}} \sum_{n \in \boldsymbol{N}} c_{i,r} \times x_{i,r,j,n} + V(\boldsymbol{I},\tilde{\boldsymbol{J}}) - V(\boldsymbol{I} | TP_{i,r} = 0, \tilde{\boldsymbol{J}}) \\ & - \{V(I | c_{i,r} = p_{i,r}(\boldsymbol{I},\boldsymbol{J},\boldsymbol{Q}), \tilde{J}) - V(\boldsymbol{I} | TP_{i,r} = 0, \tilde{\boldsymbol{J}})\} \end{aligned} \tag{19}$$

式(19)の 1 行目は，問題$P(\boldsymbol{I},\tilde{\boldsymbol{J}})$において勝者となれる最大の価格（予算とコストの積）となっている．2 行目の$p_{i,r}$は，問題$P(\boldsymbol{I},\boldsymbol{J},\boldsymbol{Q})$において売手$i$がリソース$r$を提供する為の最大のコストである．式(19)の 2 行目は，問題$P(\boldsymbol{I},\boldsymbol{J},\boldsymbol{Q})$で勝者となる最大の価格から，問題$P(\boldsymbol{I},\tilde{\boldsymbol{J}})$で勝者となる最大の価格を超えた分を表す. よって式(19)は問題$P(\boldsymbol{I},\boldsymbol{J},\boldsymbol{Q})$と問題$P(\boldsymbol{I},\tilde{\boldsymbol{J}})$の両方で勝者となれる最大の価格を表す.

5　実験

手法 I と手法 II の効果を比較するために，手法 I では虚偽申告企業がいる場合といない場合ごとに，手法 II では，正直な評価値の申告が支配戦略であるので，虚偽申告企業がいないとしてそれぞれ計算機実験を行い，以下の結果を得ることができた．詳しい実験結果は，当日紹介する.

- 虚偽申告を行う企業がいる場合, 手法 I では総利益が最大化される配分を求めることができず，手法 II より総利益が低い結果となった.
- 虚偽申告を行う企業がいない場合, 手法 I はパレート効率な配分を求めることができ，手法 II より総利益が最大化される配分を求めることができた.

6　まとめ

本研究では，クラウドソースドマニュファクチャリングに対して，組合せダブルオークションに基づくリソース配分手法の提案を行い，それぞれの手法をパレート効率性，耐戦略性の観点から，計算機実験により比較を行なった．手法 I は，虚偽申告を行う企業が発生しない状況では有効であるが，発生する場合は手法 II の方が有効であると考える. 今後の方針としては，複数期へのオークションへの対応を目指す.

参考文献

[1] IEC,2 10 2017. [オンライン]. Available: http://www.iec.ch/whitepaper/pdf/iecWP-futurefactory-LR-en.pdf.

[2] S. Ohseto, International Journal of Game Theory 29, 2000.

[3] Samimi, Information Sciences,vol 357, 2016.

[4] W. Vickrey, The Jounal of FINANCE, 1961.

[5] L. Y. Chu, Management Science, vol 55(7), 2009.