2014 年 5 月 5 日

経済セミナー2014 年 6, 7 月号

「オークションとマーケットデザイン」第 **10** 回

松島斉

東京大学経済学研究科教授

収支均衡と交渉問題

前回までに検討してきたオークションでは、売り手は財について価値をもたないこと、および、売り手は私的情報（タイプ）をもたないことが仮定された。そのため、売り手は、プレーヤーとしては明示的に扱われなかった。

今回は、売り手も財について価値をもち、タイプをもつ状況を考察する。売り手も、買い手とともに、プレーヤーとして明示的に扱われる。

買い手のみならず売り手もタイプをもつ場合には、買い手が一人しか参加しない、つまり、買い手間で入札競争がない場合でも、売り手は、自身の私的情報を隠して、取引不成立の可能性をちらつかせることによって、交渉力を発揮することができる。そのため、売り手と買い手の交渉力をいかにバランスさせるかが重要になり、場合によっては、交渉が決裂し、配分が非効率になる恐れがある。このような情報の非対称性下の交渉問題（Bargaining Problem）は、オークション理論の重要な応用例になる。

１．収支均衡（**BB**）と仲介人

交渉問題などの配分問題は、売り手や買い手といった、取引に直接関与する当事者間だけで金銭授受がなされるケースと、第三者である「仲介人」（せり人、計画者、プラットホームプロバイダーなど）が金銭授受に介在するケースに大別される。

前者のケースでは、各プレーヤーの支払額の和がゼロになる。よって、考察するべき（直接）メカニズムは、以下に定義される収支均衡条件（BB）をみたさなければならない。

収支均衡（Budget-Balancing, BB）：メカニズム(g,x)は、任意の状態$\omega\in\Omega$について、

$$\sum_{i\in N} x_i(\omega)=0$$

が成立する場合、収支均衡（BB）をみたすと呼ばれる。

一方、後者のケースでは、各プレーヤーの支払額の和は、仲介人の収入とみなされる。仲介人が配分問題に自発的に介在するインセンティブを持つためには、仲介人の期待収入が非負であることが必要である。つまり、メカニズム(g,x)は、

$$E[\sum_{i\in N} x_i(\omega)]\geq 0$$

をみたさなければならない。また、仲介人が事後的にも赤字発生を回避したいのならば、さらに条件を強めて、任意の状態$\omega\in\Omega$について、

$$\sum_{i\in N} x_i(\omega)\geq 0$$

をみたさなければならない。

今回は、収支均衡をみたす、あるいは、仲介人の収入が赤字にならない、メカニズムが、前回まで考察してきた誘因整合性、さらには参加制約といった諸条件をともにみたしうるか、もしそのようなメカニズムが存在するならは、それはどのように設計されるか、を考察する。今回の考察においても、私的価値や分布独立性といった標準的仮定、および配分の効率性、つまり、

$$\sum_{i\in N} v_i(g(\omega),\omega_i)\geq \sum_{i\in N} v_i(a,\omega_i)\quad \text{for all}\quad \omega\in\Omega\quad \text{and all}\quad a\in A、$$

が前提とされる。

２．優位戦略誘因整合性（DIC）：グローブスメカニズム

既に第7回で紹介済みである「グローブスメカニズム」を再検討しよう。グローブスメカニズム(g,x)は、各プレーヤー$i \in N$の支払い関数x_iについて、

$$x_i(\omega) = -\sum_{j \neq i} v_j(g(\omega), \omega_j) + h_i(\omega_{-i}) \quad \text{for all} \quad \omega \in \Omega$$

となる関数$h_i : \Omega_{-i} \to R$が存在する効率的メカニズムと定義される。グローブスメカニズムにしたがって、仲介人は、各プレーヤーiに対して、他のプレーヤーの余剰の和$\sum_{j \neq i} v_j(g(\omega), \omega_j)$を支払い、同時に、$h_i(\omega_{-i})$を徴収する。第 7 回において説明されたように、グローブスメカニズムは、DIC（優位戦略誘因整合性）をみたす。つまり，グローブスメカニズムは、任意の$i \in N$，$\omega \in \Omega$，$\omega_i' \in \Omega_i$について

$$v_i(g(\omega), \omega_i) - x_i(\omega) \geq v_i(g(\omega_i', \omega_{-i}), \omega_i) - x_i(\omega_i', \omega_{-i})$$

をみたす一般的なメカニズムデザインである。

グローブスメカニズムが BB（収支均衡）をみたすための必要十分条件は、任意の$\omega \in \Omega$について、

$$\sum_{i \in N} x_i(\omega) = -(n-1)\sum_{i \in N} v_i(g(\omega), \omega_i) + \sum_{i \in N} h_i(\omega_{-i})$$
$$= 0$$

が成り立つことである。しかしながら、一般に、グローブスメカニズムが BB をみたす可能性は、以下の理由で、あまり期待できない。任意の関数$\chi : \Omega \to R$について、

$$\chi(\omega) = \sum_{i \in N} \chi_i(\omega_{-i}) \quad \text{for all} \quad \omega \in \Omega$$

をみたすように、うまくn個の関数$\chi_i : \Omega_{-i} \to R$をみつけることは、一般には期待できない。よって、

$$\chi(\omega) = (n-1)\sum_{i \in N} v_i(g(\omega), \omega_i)\text{、}$$

$$\chi_i(\omega_{-i}) = h_i(\omega_{-i})$$

とおけば、グローブスメカニズムが BB をみたす可能性は期待できないことがわかる。

グローブスメカニズム以外の効率的メカニズムについても、同様の理由によって、DIC と BB が両立する可能性は期待できない。よって、以降は、DIC の代わりに、より

弱い条件である BIC（ベイジアン・ナッシュ均衡誘因整合性）の制約下で、つまり、任意の $i \in N$, $\omega_i \in \Omega_i$, $\omega'_i \in \Omega_i$ について、

$$E[v_i(g(\omega),\omega_i)-x_i(\omega)\,|\,\omega_i] \geq E[v_i(g(\omega'_i,\omega_{-i}),\omega_i)-x_i(\omega'_i,\omega_{-i})\,|\,\omega_i]$$

が成り立つ制約下で、BB をみたす効率的メカニズム (g,x) の可能性を検討しよう。

３．ベイジアン・ナッシュ均衡誘因整合性（**BIC**）: **AGV** メカニズム

d’Aspremont and Gerard-Varet（1979）は、「AGV メカニズム」と称される効率的メカニズムを提示して、BIC と BB が両立することを示した。AGV メカニズム (g,x^*) は、任意の $i \in N$ および $\omega \in \Omega$ について、

$$x_i^*(\omega) = -E[\sum_{j \neq i} v_j(g(\omega_i,\omega'_{-i}),\omega'_j)\,|\,\omega_i]$$

$$+\frac{1}{n-1}\sum_{h \neq i} E[\sum_{j \neq h} v_h(g(\omega_h,\omega'_{-h}),\omega'_j)\,|\,\omega_h]$$

と定義される。（ここで、$E[\cdot\,|\,\omega_h]$ は、ω_h の条件付き期待値を意味する。）

任意のタイププロファイル $\omega \in \Omega$ が表明された場合、仲介人は、各プレーヤー $i \in N$ に対して、上式の右辺第一項 $E[\sum_{j \neq i} v_j(g(\omega_i,\omega'_{-i}),\omega'_j)\,|\,\omega_i]$、つまり、効率的配分ルールがもたらす他のプレーヤーの余剰の和の条件付き期待値、を支払い、同時に、上式の右辺第２項 $\frac{1}{n-1}\sum_{h \neq i} E[\sum_{j \neq h} v_h(g(\omega_h,\omega'_{-h}),\omega'_j)\,|\,\omega_h]$ を徴収することによって、他のプレーヤー $h \neq i$ への支払いを均等に負担させている。このことは、仲介人の収入が、表明される ω に関係なく、常にゼロになることを保証している。よって、AGV メカニズムは BB をみたしている。

AGV メカニズムは BIC をもみたしている。他のプレーヤーが正直にタイプを表明するとし、タイプ ω_i のプレーヤー i が $\tilde{\omega}_i$ を表明するならば、分布独立性および AGV メカニズムの定義より、

$$E[x_i^*(\tilde{\omega}_i,\omega_{-i})\,|\,\omega_i] = E[x_i^*(\tilde{\omega}_i,\omega_{-i})]$$

$$= -E[\sum_{j \neq i} v_j(g(\tilde{\omega}_i,\omega_{-i}),\omega_j)] + E[\sum_{j \neq i} v_j(g(\omega),\omega_j)]$$

となる。ここで、第二項 $E[\sum_{j\neq i} v_j(g(\omega),\omega_j)]$ は $\tilde{\omega}_i$ から独立である。第一項 $E[\sum_{j\neq i} v_j(g(\tilde{\omega}_i,\omega_{-i}),\omega_j)]$ は、他のプレーヤーが配分 $g(\tilde{\omega}_i,\omega_{-i})$ から得られる余剰の和の期待値に等しい。配分ルール g が効率的であることから、正直にタイプを表明することは、タイプ ω_i のプレーヤー i が配分から得られる余剰の期待値と第一項の和を最大化することになる。よって、AGV メカニズムは BIC をみたすことがわかる。

定理 10-1：AGV メカニズムは、BB および BIC をみたす。

4．中間個人合理性（IIR）：期待収入最大化メカニズム

AGV メカニズムは BIC と BB をみたすが、プレーヤーの参加制約（中間個人合理性、IIR）をみたすとは限らない。つまり、任意の $i\in N$、任意の $\omega_i\in\Omega_i$ について、

$$E[v_i(g(\omega),\omega)-x_i(\omega)\,|\,\omega_i]\geq 0$$

をみたすとは限らない。よって、本節は、BIC, BB に加えて、IIR をもみたすメカニズムが存在するか、存在するならばそれはどのように設計されるか、を解説しよう。

まず、グローブスメカニズム $(g,\tilde{x})$ を、任意の $i\in N$ について、

$$\tilde{x}_i(\omega)=-\sum_{j\neq i} v_j(g(\omega),\omega_j)+\min_{\omega_i\in\Omega_i} E[\sum_{j\in N} v_j(g(\omega),\omega_j)\,|\,\omega_i] \text{ for all } \omega\in\Omega$$

と特定化しよう。仲介人は、各プレーヤー i から、総余剰の期待値の最小値 $h_i(\omega_{-i})=\min_{\omega_i\in\Omega_i} E[\sum_{j\in N} v_j(g(\omega),\omega_j)\,|\,\omega_i]$ を徴収することになる。

特定化されたグローブスメカニズム $(g,\tilde{x})$ は IIR をみたしている。しかも、$E[\sum_{j\in N} v_j(g(\omega),\omega_j)\,|\,\omega_i]$ を最小にするタイプ $\underline{\omega}_i$ においては、IIR の条件が等式で成立している。つまり、

$$\min_{\omega_i\in\Omega_i} E[\sum_{j\in N} v_j(g(\omega),\omega_j)\,|\,\omega_i]$$
$$=E[v_i(g(\underline{\omega}_i,\omega_{-i}),\underline{\omega}_i)+\sum_{j\neq i} v_j(g(\underline{\omega}_i,\omega_{-i}),\omega_j)\,|\,\underline{\omega}_i]$$

をみたすタイプ $\underline{\omega}_i$ について、

$$E[v_i(g(\underline{\omega}_i,\omega_{-i}),\underline{\omega}_i)-x_i(\underline{\omega}_i,\omega_{-i})\,|\,\underline{\omega}_i]$$
$$=E[v_i(g(\underline{\omega}_i,\omega_{-i}),\underline{\omega}_i)+\sum_{j\neq i}v_j(g(\underline{\omega}_i,\omega_{-i}),\omega_j)\,|\,\underline{\omega}_i]$$
$$-\min_{\omega_i\in\Omega_i}E[\sum_{j\in N}v_j(g(\omega),\omega_j)\,|\,\omega_i]$$
$$=0$$

が成立している。上述した等式、分布独立性、および収入同値定理から、$(g,\tilde{x})$ が、BIC および IIR をみたす効率的メカニズムの中でもっとも期待収入を高めるメカニズムであることがわかる。

定理 10-2： $(g,\tilde{x})$ は、BIC および IIR をみたす効率的メカニズムの中でもっとも期待収入をたかめるメカニズムである。

以降、$(g,\tilde{x})$ を「期待収入最大化メカニズム」と呼ぶことにする。期待収入最大化メカニズム $(g,\tilde{x})$ がもたらす期待収入は

$$E[\sum_{i\in N}\tilde{x}_i(\omega)]$$
$$=-(n-1)E[\sum_{i\in N}v_i(g(\omega),\omega_i)]+E[\sum_{i\in N}\min_{\omega_i\in\Omega_i}E[\sum_{j\in N}v_j(g(\omega),\omega_j)\,|\,\omega_i]]$$

になる。この期待収入が負である限り、BIC, IIR、BB をすべてみたす効率的メカニズムは存在しえない。しかし、もしこの期待収入が非負ならば、以下のように、BIC, IIR、BB をすべてみたす効率的メカニズムを設計することができる。

定理 10-3： 仲介人の期待収入、および各プレーヤーのタイプごとの期待支払額について、期待収入最大化メカニズム $(g,\tilde{x})$ と一致し、かつ、仲介人の収入が一定になるメカニズム (g,x) が存在する。つまり、

$$\sum_{i\in N}x_i(\omega')=E[\sum_{i\in N}\tilde{x}_i(\omega)]\quad\text{for all}\quad \omega'\in\Omega\text{、}$$

$$E[x_i(\omega)\,|\,\omega_i]=E[\tilde{x}_i(\omega)\,|\,\omega_i]\quad\text{for all}\quad i\in N\quad\text{and}\quad \omega_i\in\Omega_i\text{、}$$

をみたすメカニズム (g,x) が存在する。

証明：期待収入最大化メカニズム$(g,\tilde{x})$と AGV メカニズム(g,x^*)の定義から、あるベクトル$(b_i)_{i\in N}\in R^n$ が存在して、

$$E[\tilde{x}_i(\omega)\,|\,\omega_i]=E[x_i^*(\omega)\,|\,\omega_i]+b_i \quad \text{for all} \quad i\in N \quad \text{and all} \quad \omega_i\in\Omega_i$$

が成立する。(g,x^*)はBBをみたすから、

$$\sum_{i\in N}b_i=E[\sum_{i\in N}\tilde{x}_i(\omega)]$$

である。新たにメカニズム(g,x)を、

$$x_i(\omega)=x_i^*(\omega)+b_i \quad \text{for all} \quad i\in N \quad \text{and all} \quad \omega\in\Omega$$

と特定化する。この時、

$$\sum_{i\in N}x_i(\omega')=\sum_{i\in N}x_i^*(\omega')+\sum_{i\in N}b_i=\sum_{i\in N}b_i=E[\sum_{i\in N}\tilde{x}_i(\omega)] \quad \text{for all} \quad \omega'\in\Omega\text{、}$$

および、

$$E[x_i(\omega)\,|\,\omega_i]=E[x_i^*(\omega)\,|\,\omega_i]+b_i$$

$$=E[\tilde{x}_i(\omega)\,|\,\omega_i] \quad \text{for all} \quad i\in N \quad \text{and all} \quad \omega_i\in\Omega_i\text{、}$$

が成立する。

Q.E.D.

定理 10-3 から、期待収入最大化メカニズム$(g,\tilde{x})$がもたらす期待収入$E[\sum_{i\in N}\tilde{x}_i(\omega)]=\sum_{j\in N}b_j$ が非負であるならば、BIC, IIR、BB をすべてみたす効率的メカニズム(g,x)が存在することが、以下のように示される。定理 10-3 の証明において設計されたメカニズム(g,x)をもとにして、仲介人が、自身の収入分である$\sum_{j\in N}b_j$ を、各プレーヤーに返却するとしよう。つまり、新たに別のメカニズム$(g,\hat{x})$を、

$$\hat{x}_i(\omega)=x_i(\omega)+\frac{1}{n}\sum_{j\in N}b_j \quad \text{for all} \quad i\in N \quad \text{and all} \quad \omega\in\Omega$$

と定義すれば、$(g,\hat{x})$が BIC, IIR、BB をすべてみたすことは、明らかである。

定理 10-4：期待収入最大化メカニズム$(g,\tilde{x})$の期待収入が非負であれば、そしてその時にのみ、BIC, IIR、BB をすべてみたす効率的メカニズムが存在する。

５．交渉問題：不可能性

前節までの議論を踏まえて、売り手一人と買い手一人が一単位を取引する交渉問題を考察しよう。買い手のみならず、売り手もタイプをもつことが仮定される。

売り手と買い手が取引に参加してタイプを正しく表明するインセンティブをもつためには、売り手買い手双方が、十分な情報レントを獲得できなければならない。この際、彼らに対する情報レントの支払いは、仲介人の金銭的負担になる。

Myerson and Satterthwaite（1983）は、この金銭的負担ゆえに、効率性を犠牲にしない限り、仲介人の収入は赤字にならざるを得ないことを示した。つまり、BIC, IIR、BB をすべてみたす効率的なメカニズムは、この場合には存在しない。

売り手と買い手を、各々プレーヤー１，プレーヤー２としよう。取引が成立せず現状維持となる場合、つまり、プレーヤー１（売り手）に財が配分される（$g(\omega)=1$）場合、

$$v_1(1,\omega_1)=v_2(1,\omega_2)=0$$

である。一方、取引が成立する場合、つまり、プレーヤー２（買い手）に財が配分される（$g(\omega)=2$）場合、売り手は財を失うので、

$$v_1(1,\omega_1)=-\omega_1\le 0$$

であり、買い手は財を獲得するので、

$$v_2(1,\omega_2)=\omega_2\ge 0$$

である。効率的配分は

$$g(\omega)=1 \ \text{ if } \ \omega_1>\omega_2$$

$$g(\omega)=2 \ \text{ if } \ \omega_1<\omega_2$$

になる。

期待収入最大化メカニズム$(g,\tilde{x})$にしたがって、仲介人は、両プレーヤーに対して、合計で最大総余剰分$\max[0,\omega_2-\omega_1]$を支払い、同時に、各プレーヤー$i$から

$$\min_{\omega_i\in\Omega_i}E[\sum_{j\in N}v_j(g(\omega),\omega_j)\,|\,\omega_i]=\min_{\omega_i\in\Omega_i}E[\max[0,\omega_2-\omega_1]\,|\,\omega_i]$$

を徴収する。この際、売り手は高いタイプ（$\omega_1=1$）、買い手は低いタイプ（$\omega_2=0$）であることを装って情報レントを稼ごうとするため、徴収できる金額は、

$$\min_{\omega_1 \in \Omega_1} E[\max[0, \omega_2 - \omega_1] \mid \omega_1] = E[\max[0, \omega_2 - \omega_1] \mid \omega_1 = 1] = 0 \text{、}$$

$$\min_{\omega_2 \in \Omega_2} E[\max[0, \omega_2 - \omega_1] \mid \omega_2] = E[\max[0, \omega_2 - \omega_1] \mid \omega_2 = 0] = 0$$

になる。つまり、仲介人は、売り手買い手のどちらからも、何も徴収できないことになる。よって、支払関数は、

$$\tilde{x}_1(\omega) = 0 \text{ and } \tilde{x}_2(\omega) = 0 \text{ if } \omega_1 > \omega_2 \text{、}$$

$$\tilde{x}_1(\omega) = -\omega_2 \text{ and } \tilde{x}_2(\omega) = \omega_1 \text{ if } \omega_1 < \omega_2$$

となり、仲介人の収入は

$$x_1(\omega) + x_2(\omega) = 0 \text{ if } \omega_1 > \omega_2 \text{、}$$

$$x_1(\omega) + x_2(\omega) = -(\omega_2 - \omega_1) < 0 \text{ if } \omega_1 < \omega_2$$

となり、仲介人の期待収入は

$$-E[\max[0, \omega_2 - \omega_1]] < 0$$

となる。つまり、最大化総余剰の期待値 $E[\max[0, \omega_2 - \omega_1]] > 0$ と同額が、仲介人の赤字になってしまう。

定理 10-5：売り手と買い手間の交渉問題において、BIC、IIR をみたす、任意の効率的メカニズムは、仲介人に負の期待収入をもたらす。また、BIC、IIR、BB をみたす効率的メカニズムは存在しない[1]。

６．交渉問題：可能性

前節で考察した交渉問題では、あらかじめ、プレーヤーの一方が、売り手として、取引財のシェアを１００％所有している状況が想定された。現実には、あらかじめ、取引財を複数の経済主体が共有している状況も考えられる。ビジネス・パートナーシップを解散して、もともと共有名義だった資源をどちらか一方に委譲する必要がある状況は、これに該当する。

[1] 関連する文献として、Segal and Whinston (2012), Matsushima(2012) などがある。非効率的配分がベイジアン・ナッシュ均衡として達成されるケースについては、Chatterjee Samuelson（1983）を参照のこと。

売り手がシェアを 100%所有している場合、売り手は高いタイプのふりをすることで情報レントを吊り上げ、買い手は低いタイプのふりをして情報レントを吊り上げる。しかし、もし買い手にもシェアがいくばくか与えられ、その分売り手のシェアが減らされるならば、双方の情報レントはより低く抑えられることになる。

Cramton, Gibbons, and Klemperer（1987）は、パートナーシップ解散における交渉問題においては、BIC, IIR, および BB をすべてみたすメカニズムが存在する可能性があることを、以下のように示した[2]。二人のプレーヤーが、財一単位のシェアを 50%ずつもっているとしよう。一方のプレーヤー $i \in \{1,2\}$ に 100%財が委譲される（$g(\omega) = i$）場合、

$$v_i(i,\omega_i) = \frac{1}{2}\omega_i 、\ v_j(i,\omega_j) = -\frac{1}{2}\omega_j$$

である。（ここで、$j \neq i$ とする。）つまり、プレーヤー i はシェア半分の便益 $\frac{1}{2}\omega_i$ を得、相手プレーヤー $j \neq i$ はシェア半分の便益 $\frac{1}{2}\omega_j$ を失う。効率的配分は、前節同様、

$$g(\omega) = 1 \quad \text{if} \quad \omega_1 > \omega_2$$
$$g(\omega) = 2 \quad \text{if} \quad \omega_1 < \omega_2$$

である。

期待収入最大化メカニズム $(g,\tilde{x})$ にしたがって、仲介人は、両プレーヤーに、合計で最大化総余剰分に相当する額 $E[\max[\frac{1}{2}(\omega_1 - \omega_2),0]]$ を支払い、同時に、各プレーヤー i から、

$$\min_{\omega_i \in \Omega_i} E[\sum_{j \in N} v_j(g(\omega),\omega_j) \mid \omega_i] = \min_{\omega_i \in \Omega_i} E[\frac{1}{2}|\omega_1 - \omega_2| \mid \omega_i]$$
$$= \frac{1}{2}\min_{\omega_i \in \Omega_i}[\{1 - F_j(\omega_i)\}E[\omega_j - \omega_i \mid \omega_i, \omega_j \geq \omega_i]$$
$$+F_j(\omega_i)E[\omega_i - \omega_j \mid \omega_i, \omega_j < \omega_i]]$$

を徴収する。（ここで、$E[\cdot \mid \omega_i, \omega_j \geq \omega_i]$ は、ω_i および ω_j が ω_i 以上であることの条件付き期待値、F_j は、タイプ ω_j の分布関数である。）

[2] 関連文献として、Galavotti, Oyama, and Muto (2011)などがある。

重要なことは、前節とは異なり、徴収額 $\min_{\omega_i \in \Omega_i} E[\frac{1}{2}|\omega_1 - \omega_2| \mid \omega_i]$ が正である点である。各プレーヤーは、低いタイプを装って、相手のシェアを買いたたこうとすると、自身のシェアを安価でとられてしまう危険性がある。逆に、高いタイプを装って、売り渋ろうとすると、相手のシェアを高値で買わされる羽目になる危険性がある。このため、情報レントが低く抑えられ、仲介人の徴収額が正の値になる。

定理 10-4 より、徴収額の合計 $\sum_{i \in \{1,2\}} \min_{\omega_i \in \Omega_i} E[\frac{1}{2}|\omega_1 - \omega_2| \mid \omega_i]$ が、支払額の合計である最大化総余剰分 $E[\max[\frac{1}{2}(\omega_1 - \omega_2), 0]]$ 以上であるならば、BIC, BB, IIR をすべてみたすメカニズムが存在することになる。例えば、タイプが一様分布である場合、つまり

$$F_i(\omega_i) = \omega_i \quad \text{for all} \quad i \in \{1, 2\} \quad \text{and all} \quad \omega_i \in [0,1]$$

である場合、$E[\frac{1}{2}|\omega_1 - \omega_2| \mid \omega_i]$ は、中位のタイプ $\omega_i = \frac{1}{2}$ で最小になり、

$$\min_{\omega_i \in \Omega_i} E[\frac{1}{2}|\omega_1 - \omega_2| \mid \omega_i] = \int_{\omega_1 = 0}^{1/2} (\frac{1}{2} - \omega_1) d\omega_1 + \int_{\omega_1 = 1/2}^{1} (\omega_1 - \frac{1}{2}) d\omega_1 = \frac{1}{4}$$

である。最大化総余剰は

$$E[\max[\frac{1}{2}(\omega_1 - \omega_2), 0]] = \int_{\omega_2 = 0}^{1} \{ \int_{\omega_1 = \omega_2}^{1} \frac{1}{2}(\omega_1 - \omega_2) d\omega_1 \} d\omega_2$$

$$= \frac{1}{4} \int_{\omega_2 = 0}^{1} \{1 - 2\omega_2 + \omega_2^2\} d\omega_2 = \frac{1}{12} < \frac{1}{4}$$

であるから、仲介人の期待収入は正になることがわかる。よって、この場合には、BIC, IIR, BB をすべてみたす効率的メカニズムが存在する。

7．情報の非対称性下のカルテル

連載第 9 回は、入札者がカルテルを形成する可能性について、カルテル加入者間で情報の非対称性がないケースを念頭において、解説した。前節で考察した交渉問題は、情報の非対称性下でのカルテル形成の可能性を説明するモデルと解釈することができる。

入札者は、カルテル加入者の誰かひとりにだけ入札参加許可が与えられることによって、不要な入札競争を逃れることができる。カルテルは、財評価のもっとも高い入札者に入札参加許可を与えることによって、カルテル全体の便益の最大化を図ろうとする。

カルテルは、まず、デフォールトとして、加入者からランダムにひとり選出して、選出者にのみ入札参加許可を与えるとする。よって、各プレーヤーは、あらかじめ、入札参加の権利について、均等にシェアをもっていることになる。これは、前節の交渉問題と実質的に同じ状況設定であることを意味する。

前節の議論にしたがって、もしカルテル内で金銭授受の契約が認められるならば、カルテルは、BIC, IIR, BB をすべてみたす効率的メカニズムを設計することによって、入札から得られる便益を最大にできるかもしれない。もっとも、カルテル内の金銭授受が、違法であり、禁じられているならば、カルテルのできることは、せいぜい、デフォールトとされた、入札参加許可のランダムな配分にとどめられるだろう[3]。

参考文献

Arrow, K. (1979): “The Property Right Doctrine and Demand Revelation under Incomplete Information,” in Economics and Human Welfare, ed. by M. Boskin, 23-39, Academic Press, New York.

Chatterjee, K. and W. Samuelson (1983): Bargaining under Incomplete Information,” Operations Research 31, 835-851.

Cramton, P., R. Gibbons, and P. Klemperer (1987): “Dissolving a Partnership Efficiently,” Econometrica 55, 615-632.

d’Aspremont, C. and L. Gerard-Varet (1979): “Incentives and Incomplete Information,” Journal of Public Economics 11, 25-45.

Galavotti, S., D. Oyama, and N. Muto (2011): “On Efficient Partnership Dissolution under Ex Post Individual Rationality," *Economic Theory* 48, 87-123.

Krishna, V. (2010): *Auction Theory*, Second Edition, New York, Academic Press.

McAfee and McMillan (1992): “Bidding Rings,” American Economic Review 82 (3), 579-599.

Matsushima, H. (2012): “Efficient Combinatorial Exchanges with Opt-Out Types”, CARF-F-294, University of Tokyo.

---

[3] 関連する文献として、McAfee and McMillan (1992)などがある。

Myerson, R. and M. Satterthwaite (1983): “Efficient Mechanisms for Bilateral Trading,” *Journal of Economic Theory* 29, 265-281.

Segal, I. and M. Whinston (2012): “Property Right,” forthcoming in *the Handbook of Organizational Economics* (Gibbons, R. and J. Roberts, eds.), Princeton University Press