平等主義的配分の実行メカニズム

都築, 治彦

https://doi.org/10.15017/3000070

出版情報：経済論究. 87, pp.171-183, 1993-11-30. 九州大学大学院経済学会
バージョン：
権利関係：

平等主義的配分の実行メカニズム*

都 築 治 彦

1. はじめに

今，n人のプレイヤーからなる社会が，1単位の分割財の配分を行おうとしているとしよう。各プレイヤーは，その財に対し，各々異なった留保価値(reservation value) を持っている。そして，各人の留保価値は，プレイヤーの間では，共有知識となっている。政府（社会計画官）は，効率的な平等主義的配分 (egalitarian allocation)，即ち，全てのプレイヤーの利得が等しくなるような配分が望ましいと考えている。もし政府が各プレイヤーの留保価値を知っているならばその達成は容易だが，ここではその情報が十分でない。このような状況の下で，政府の目的とする配分が達成可能だろうか。

一般に，このような完全情報の下での社会選択ルールの実行可能性の理論は，implementation theory と呼ばれ，Maskin〔1977〕の問題提起以来，様々な研究が行われてきた。Maskin〔1977〕,〔1985〕は，社会選択ルールのナッシュ均衡における実行可能性 (implementability in Nash equilibrium) について，いくつかの結論を導いたが，これらによれば，ナッシュ均衡における実行可能性は，必要条件として，単調性 (monotonicity) を，十分条件として，単調性，かつ no veto power を要求するといった，極めて強い条件となる。このため，実行可能であるような社会選択ルールは，極めて限定されたものにならざるを得ない。例えば，1価の社会選択ルール（社会選択関数）につ

* 本稿は，1993年度理論計量経済学会西部部会において報告した論文を加筆，改訂したものである。その際，参加の先生方から有益なコメントを頂いた。ここに紙面を借りて感謝の意を表したい。

いて言えば，各プレイヤーの選好順序の集合が，全ての全順序の集合を含むとき，ナッシュ均衡において実行可能な社会選択関数は，独裁的社会選択関数に限られることになる。このような否定的結論を回避するには，2つの方法がある。1つは，各プレイヤーの選好順序の集合を制限することである。例えば，経済的環境に限定して選好順序について適当な仮定をおけば，実行可能な社会選択ルールの幅は広がり，有意義な結論を導くことができる（Dutta, Sen, and Vohra〔1993〕)。第2の方法は，ナッシュ均衡のかわりに，修正された均衡概念を用いて実行可能性を考えることである。Palfrey and Srivastava〔1991〕による，非支配ナッシュ均衡における実行可能性（Nash implementability in undominated strategies）や，Moore and Repullo〔1988〕，Abreu and Sen〔1990〕による，サブゲームパーフェクト均衡における実行可能性 (implementability in subgame perfect equilibrium) が，それである。これらによって，実行可能な社会選択ルールの範囲は大きく拡張されることとなった。ここにきて社会選択ルールの実行可能性の理論は，実際の問題に適用できるようになったのである。

本稿においては，これらの研究成果を踏まえて，分割財配分モデルにおいて，効率的な平等主義的配分ルールをサブゲームパーフェクト均衡で実行するメカニズムを新たに提示する。このメカニズムは，Moore and Repullo〔1988〕，Abreu and Sen〔1990〕等のメカニズムとは構造を異にするものであり，遙かに単純かつ明瞭なものとなっている。この構造の単純性はメカニズムの実行を容易にする，という点で一定の意義を持つ，と言うことができる。

本稿の構成は以下の通りである。2節では，基本的概念やモデルの設定について述べる。3節では，平等主義的配分ルールを実行するメカニズムを提示し，主要な命題を述べる。4節では，3節の命題の証明を述べる。

2. モ デ ル

今，n人からなる社会 $N=\{1,2,\cdots,n\}$ と，政府（社会計画官）があるとしよう。ここで，$1,2,\cdots,n$ は，社会 N におけるプレイヤーである。これらのプ

レイヤーは，1単位のある分割財Aを配分することを係争事項としている。即ち，彼らは集合

$$Z=\{(q_1, q_2, .., q_n); \sum_{i=1}^{n} q_i \leqq 1,\ 0 \leqq q_i,\ i \in N,\ q_i \text{ は } i \in N \text{ にとっての配分}\}$$

の中から，ある1点を決定し，各人の配分を決めようとしている。

また，各プレイヤー $i \in N$ は，1単位の財Aに対して，それぞれ，留保価値 $b_i > 0$ を持ち，配分 $0 \leqq q_i \leqq 1$ に対し，$i \in N$ の利得は $q_i b_i$ と表される。そして，互いの留保価値は，各プレイヤーの間で共有知識となっている。

一方，政府（社会計画官）は，各プレイヤー $i \in N$ の留保価値 b_i について，$\forall i \in N,\ b_i \in [\underline{b_i}, \overline{b_i}],\ \underline{b_i}, \overline{b_i} > 0$ であるということのみを知っている。そして，以下に定義する効率的な平等主義的配分ルールにより財の配分がなされることを望んでいる。

〔**定義**〕 効率性（efficiency）

配分 $q=(q_1, q_2, .., q_n) \in Z$ が効率的である（efficient）とは

$$\sum_{i=1}^{n} q_i = 1$$

を満たすことをいう。

〔**定義**〕 平等主義（egalitarianism）

配分 $q=(q_1, q_2, .., q_n) \in Z$ が留保価値 $(b_1, b_2, .., b_n) \in \prod_{i=1}^{n} [\underline{b_i}, \overline{b_i}]$ に対して平等主義的な配分（egalitarian allocation）であるとは

$$\forall i, j \in N,\ i \neq j,\quad b_i q_i = b_j q_j$$

を満たすことをいう。

配分 $q=(q_1, q_2, .., q_n) \in Z$ が留保価値 $(b_1, b_2, .., b_n) \in \prod_{i=1}^{n} [\underline{b_i}, \overline{b_i}]$ の関数，即ち，$q ; \prod_{i=1}^{n} [\underline{b_i}, \overline{b_i}] \to [0,\ 1]^n$ と表されるとき，qを配分ルール（allocation rule）といい，任意の留保価値について平等主義的配分〔効率的

配分〕をもたらすものを平等主義的配分ルール (egalitarian allocation rule)〔効率的配分ルール (efficient allocation rule)〕という。

効率的かつ平等主義的配分ルールについて，次の２つの補題が成立する。

〔**補題１**〕 効率的な平等主義的配分ルール $q; \prod_{i=1}^{n} [\underline{b_i}, \overline{b_i}] \rightarrow [0, 1]^n$ は次の形状を持つ。

$\forall (b_1, b_2, .., b_n) \in \prod_{i=1}^{n} [\underline{b_i}, \overline{b_i}]$ に対し，

$$q_i(b_1, b_2, .., b_n) = \frac{b^{-i}}{b^{-1}+b^{-2}+..+b^{-n}}.$$

$$\forall i \in N, \ b^{-i} = b_1 .. b_{i-1} b_{i+1} .. b_n.$$

配分後の各人の利得は，全て等しくなり，

$$\forall i \in N, \ \frac{b_1 b_2 .. b_n}{b^{-1}+b^{-2}+..+b^{-n}}$$ となる。

〔**補題２**〕 効率的な平等主義的配分ルール $q; \prod_{i=1}^{n} [\underline{b_i}, \overline{b_i}] \rightarrow [0, 1]^n$ について，以下が成立する。

(1) $\forall (b_1, b_2, .., b_n) \in \prod_{i=1}^{n} [\underline{b_i}, \overline{b_i}]$ に対し，

$$\forall i \in N, \ 0 < q_i(b_1, b_2, .., b_n) < 1.$$

即ち，$q; \prod_{i=1}^{n} [\underline{b_i}, \overline{b_i}] \rightarrow (0, 1)^n$.

(2) $\forall i \in N, q_i; \prod_{i=1}^{n} [\underline{b_i}, \overline{b_i}] \rightarrow (0, 1)$ は，$b_i \in [\underline{b_i}, \overline{b_i}]$ について狭義減少関数。

(3) $\forall i \in N, q_i; \prod_{i=1}^{n} [\underline{b_i}, \overline{b_i}] \rightarrow (0, 1)$ は，$b_{-i} \in \prod_{j \neq i} [\underline{b_j}, \overline{b_j}]$ について狭義増加関数。

〔補題１〕，〔補題２〕とも証明は略。

注　この補題2の3条件を満たす配分ルールであれば，効率的な平等主義的配分ルールでなくとも以下で展開される議論は全て成立することになり，後に提示されるメカニズムのサブゲームパーフェクト均衡で実行されることになる。

次に実行可能性 (implementability) について定義をする。実行可能性は様々な均衡概念の下で定義され得るが，本稿では，サブゲームパーフェクト均衡において定義することとする。

〔**定義**〕 実行可能性 (implementability)

配分ルール q; $\prod_{i=1}^{n}[\underline{b_i}, \overline{b_i}] \to [0, 1]^n$ がサブゲームパーフェクト均衡で実行可能である (implementable in subgame perfect equilibrium) とは

$\exists$メカニズム g; $\prod_{i=1}^{n} S_i \to B$, $B \supset [0, 1]^n$

s. t. $\forall(b_1, b_2, .., b_n) \in \prod_{i=1}^{n}[\underline{b_i}, \overline{b_i}]$,　$q(b_1, b_2, .., b_n) = \mathrm{SPE}g(b_1, b_2, .., b_n)$.

が成立することをいう。

ここで S_i は $i \in N$ のメカニズムgの戦略集合，$\mathrm{SPE}g(b_1, b_2, .., b_n)$ は留保価値が $(b_1, b_2, .., b_n)$ のときの g のサブゲームパーフェクト均衡値である。

効率的な平等主義的配分ルールは次節で示すメカニズムにより，サブゲームパーフェクト均衡で実行されることになる。ところで，次節のメカニズムの分析に当り，配分ルールqの定義域を R^n 上に拡張する必要性が生じる。このため，qを次の条件を満たすように R^n 上に拡張する。

(1′)　q; $R^n \to (0, 1)^n$.

(2′)　$\forall i \in N$, q_i; $R^n \to (0, 1)$ は，$b_i \in R$ について狭義減少関数。

(3′)　$\forall i \in N$, q_i; $R^n \to (0, 1)$ は，$b_{-i} \in R^{n-1}$ について狭義増加関数。

3.　メカニズムと命題

以下で，配分ルール q を実行するメカニズムを提示する。

〔メカニズム〕

第１段階

各プレイヤー $i \in N$ が，１から n の順に $B_i \in R_{++}$ を提示する。n 人のうち，最大の B_i を提示した者が勝者となる。最大の B_i を提示した者が複数の場合，後の手番の者が勝者となる。

第２段階

勝者を $w \in N$ とすると，w は $N-\{w\}$ に対して，$v_{-w}=(v_1, .., v_{w-1}, v_{w+1}, .., v_n) \in \prod_{i \neq w}[\underline{b_i}, \overline{b_i}]$ を提示する。

第３段階

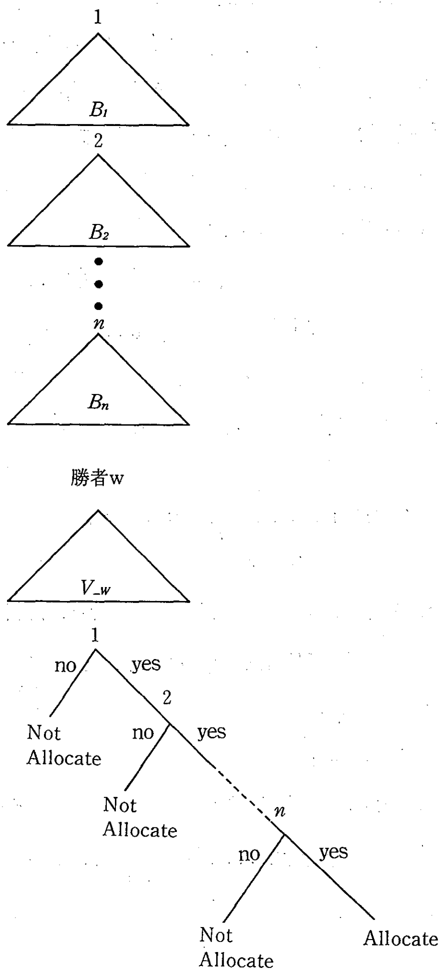
プレイヤー $i \in N-\{w\}$ は，１から n の順に，v_i に対して，yes または no を言う。

$N-\{w\}$ の全員が yes のとき，財 A は配分され（このことを Allocate ということにする），$i \in N$ には，$q_i(v_1, .., B_w-\sum_{k \neq w} v_k, .., v_n)$ が配分される。

$N-\{w\}$ のうち１人でも no を言えば，財は配分されず（Not Allocate ということにする），w は $\forall i \in N-\{w\}$ に対し，$v_i q_i(v_1, .., B_w-\sum_{k \neq w} v_k, .., v_n)$ を支払う。

以上より，Allocate のとき，$i \in N$ の利得は，$b_i q_i(v_{-w}, B_w-\sum_{k \neq w} v_k)$ であり，Not Allocate のとき，w の利得は，$-\sum_{k \neq w} v_k q_k(v_{-w}, B_w-\sum_{k \neq w} v_k)$ となり，$i \in N-\{w\}$ の利得は，$v_i q_i(v_{-w}, B_w-\sum_{k \neq w} v_k)$ となる。

〔命題〕　効率的な平等主義的配分ルール $q; \prod_{i=1}^{n}[\underline{b_i}, \overline{b_i}] \to (0, 1)^n$ は，メカニズムのサブゲームパーフェクト均衡において実行可能である。



4. 命題の証明

3つの段階に分けて考察することにする。

〔第3段階〕

第3段階の分析から始める。今，勝者 w が $v_{-w}=(v_1, .., v_{w-1}, v_{w+1}, .., v_n)$

を提示したとき，$\exists i \in N-\{w\}$; $v_i > b_i$ ならば，第3段階以降のサブゲームの均衡値は，Not Allocate である。一方，$\forall i \in N-\{w\}$, $v_i < b_i$ のとき，サブゲームパーフェクト均衡値は Allocate である。以下でこのことを示す。プレイヤー $J=\max(N-\{w\})$ について，$J-1$ までのプレイヤーで，1人でも no の者がいるとき，J の戦略は，yes と no が無差別であり，その利得は，$v_J q_J(v_1,.., B_w-\sum_{k \neq w} v_k,.., v_n)$ である。$J-1$ までのプレイヤーが全て yes であるならば，J が yes のとき，その利得は，$b_J q_J(v_1,.., B_w-\sum_{k \neq w} v_k,.., v_n)$ である。no のときは，その利得は，$v_J q_J(v_1,.., B_w-\sum_{k \neq w} v_k,.., v_n)$ であるから，このとき，Jにとって yes が最適戦略である。同様に，$j=\min(N-\{w\})$ とすると，$j-1 \leqq p \leqq J-1$ であるプレイヤーp についても，$p-1$ 以下のプレイヤーで no を言った者があれば，p にとって yes と no は無差別であり，その利得は，$v_p q_p(v_1,.., B_w-\sum_{k \neq w} v_k,.., v_n)$ である。$p-1$ 以下のプレイヤーが全て yes であるとき，p が yes と言うならば，$p+1$ 以上のプレイヤーは yes と言うことになり，その利得は，$b_p q_p(v_1,.., B_w-\sum_{k \neq w} v_k,.., v_n)$ である。p が no と言えば，利得は，$v_p q_p(v_1,.., B_w-\sum_{k \neq w} v_k,.., v_n)$ である。よって，$p-1$ 以下のプレイヤーが全て yes のとき，p にとっても yes が最適戦略である。$j=\min(N-\{w\})$ の場合，no と言えば，その利得は，$v_j q_j(v_1,.., B_w-\sum_{k \neq w} v_k,.., v_n)$, yes と言えば，残りのプレイヤーは全て yes と言うことになり，利得は，$b_j q_j(v_1,.., B_w-\sum_{k \neq w} v_k,.., v_n)$ である。よって，j についても yes が最適戦略である。以上より，プレイヤーは全て yes と言い，Allocate されるのが，サブゲームパーフェクト均衡の on path の戦略及び均衡値である。また，この第3段階のサブゲームにおいて，全員が no と言うナッシュ均衡があるが，これはサブゲームパーフェクト均衡ではない。次に，$\forall i \in N-\{w\}$, $v_i \leqq b_i$ のとき，サブゲームパーフェクト均衡値は Allocate と，Not Allocate の場合が起こり得る。

〔第2段階〕

第1段階において，勝者 w が B_w の値で勝利したとする。v_{-w} の値として，

$\exists i \in N-\{w\}$; $v_i > b_i$ となるようなものを提示すれば，第3段階の分析より，Not Allocate となるので，w の利得は，$-\sum_{k \neq w} v_k q_k(v_{-w},\ B_w - \sum_{k \neq w} v_k)$ となる。一方，$\forall i \in N-\{w\}$, $v_i < b_i$ となるものを提示すれば，第3段階の均衡においてAllocate となるので，利得は $b_w q_w(v_{-w},\ B_w - \sum_{k \neq w} v_k)$ となる。q_w の形状より，q_w は v_{-w} の狭義増加関数となるから，w は，$v_{-w}=(b_1,\ b_2, .., b_{w-1},\ b_{w+1}, .., b_n)$ と言い，かつ，第3段階で $\forall i \in N-\{w\}$ が yes と言うことが最適である。よって第2段階以降のサブゲームパーフェクト均衡は，on path において，第2段階で w が $v_{-w}=(b_1,\ b_2, .., b_{w-1},\ b_{w+1}, .., b_n)$ を提示し，第3段階で，$\forall i \in N-\{w\}$ が yes と言う戦略である。その均衡値は，Allocate であり，各人の利得は，$\forall i \in N$, $b_i q_i(b_1, .., b_{w-1},\ B_w - \sum_{k \neq w} b_k,\ b_{w+1}, .., b_n)$ である。wが$v_{-w}=(b_1,\ b_2, .., b_{w-1},\ b_{w+1}, .., b_n)$ と言い，$N-\{w\}$ の少なくとも1人が no と言う戦略，即ち Not Allocate となる戦略は均衡とはならない。

〔第1段階〕

第1段階の分析は，プレイヤー n から順に見てゆく必要がある。

（I） プレイヤーnについて

(1) $\max_{1 \leq k \leq n-1} B_k > \sum_{k=1}^{n} b_k$ のとき

$B_n \geqq \max_{1 \leq k \leq n-1} B_k$（$n$が勝者となる）とすると，$n$の利得は，$b_n q_n(b_1, b_2, .., b_{n-1},\ B_n - \sum_{k \neq n} b_k)$ である。

$B_n < \max_{1 \leq k \leq n-1} B_k$（$n$が敗者となる）とすると，$n$の利得は，勝者を w とすれば，$b_n q_n(b_1, b_2, .., B_w - \sum_{k \neq w} b_k, .., b_n)$ である。

$B_w - \sum_{k \neq w} b_k > b_w$ かつ，$B_n \geqq \max_{1 \leq k \leq n-1} B_k$ のとき，$b_n < B_n - \sum_{k \neq n} b_k$ である。よって，q_n の性質より，$B_n < \max_{1 \leq k \leq n-1} B_k = B_w$ とする（敗者となる）のが最適である。

(2) $\max_{1 \leq k \leq n-1} B_k = \sum_{k=1}^{n} b_k$ のとき

$B_n > \max_{1 \leq k \leq n-1} B_k = \sum_{k=1}^{n} b_k$ となる B_n で勝者となると，利得は，$b_n q_n(b_1, b_2, ..,$

$b_{n-1}, B_n-\sum_{k\neq n} b_k$) である。一方，$B_n=\max_{1\leq k\leq n-1} B_k$ で勝者となるとき，または，$B_n<\max_{1\leq k\leq n-1} B_k$ で敗者となるとき，利得は，$b_n q_n(b_1, b_2, .., b_n)$ となる。

$B_n>\max_{1\leq k\leq n-1} B_k$ のとき，$B_n-\sum_{k\neq n} b_k>b_n$. よって，$n$ は，$B_n\leqq\max_{1\leq k\leq n-1} B_k$ とするのが最適である。

(3) $\max_{1\leq k\leq n-1} B_k<\sum_{k=1}^{n} b_k$ のとき

$B_n\geqq\max_{1\leq k\leq n-1} B_k$ とすると，n の利得は，$b_n q_n(b_1, b_2, .., b_{n-1}, B_n-\sum_{k\neq n} b_k)$ である。特に $B_n=\max_{1\leq k\leq n-1} B_k<\sum_{k=1}^{n} b_k$ のとき，n の利得は最大となり，$b_n q_n(b_1, b_2, .., b_{n-1}, \max_{1\leq k\leq n-1} B_k-\sum_{k\neq n} b_k)$ である。

$B_n<\max_{1\leq k\leq n-1} B_k$ とすると，n の利得は，勝者を w として，$b_n q_n(b_1, b_2, .., B_w-\sum_{k\neq w} b_k, .., b_n)$ となる。

$b_w>B_w-\sum_{k\neq w} b_k$, $\max_{1\leq k\leq n-1} B_k-\sum_{k\neq n} b_k<b_n$ であるから，n は，$B_n=\max_{1\leq k\leq n-1} B_k$ とするのが最適である。

(II) プレイヤー $n-1$ について

(1) $\max_{1\leq k\leq n-2} B_k>\sum_{k=1}^{n} b_k$ のとき

$B_{n-1}\geqq\max_{1\leq k\leq n-2} B_k$ とすると，n は B_k として，$B_n<B_{n-1}$ となるものを提示するので，$n-1$ が勝者となり，$n-1$ の利得は，$b_{n-1}q_{n-1}(b_1, .., b_{n-2}, B_{n-1}-\sum_{k\neq n-1} b_k, b_n)$ となる。このとき利得が最大となるのは，$B_{n-1}=\max_{1\leq k\leq n-2} B_k$ となるときである。

$B_{n-1}<\max_{1\leq k\leq n-2} B_k$ とすると，n も，$n-1$ も敗者となるので，$n-1$ の利得は，勝者を w とすると，$b_{n-1}q_{n-1}(b_1, b_2, .., B_w-\sum_{k\neq w} b_k, .., b_{n-1}, b_n)$ となる。

$\max_{1\leq k\leq n-2} B_k-\sum_{k\neq n-1} b_k>b_{n-1}$, $b_w<B_w-\sum_{k\neq w} b_k$. であるから，$n-1$ は，$B_{n-1}<\max_{1\leq k\leq n-2} B_k$ を提示し，敗者となるのが最適である。

(2) $\max_{1\leq k\leq n-2} B_k=\sum_{k=1}^{n} b_k$ のとき

$B_{n-1} > \max_{1 \leq k \leq n-2} B_k = \sum_{k=1}^{n} b_k$ となる B_{n-1} とすると，n は敗者となるので，$n-1$ の利得は，$b_{n-1}q_{n-1}(b_1, .., b_{n-2}, B_{n-1} - \sum_{k \neq n-1} b_k, b_n)$ である。一方，$n-1$ が $B_{n-1} \leqq \max_{1 \leq k \leq n-2} B_k$ を提示するとき，n は $B_n \leqq \max_{1 \leq k \leq n-2} B_k = \sum_{k=1}^{n} b_k$ を提示するので，$n-1$ は，その勝敗に関わらず，利得は $b_{n-1}q_{n-1}(b_1, b_2, .., b_n)$ となる。よって，$n-1$ は，$B_{n-1} \leqq \max_{1 \leq k \leq n-2} B_k$ とするのが最適である。

(3) $\max_{1 \leq k \leq n-2} B_k < \sum_{k=1}^{n} b_k$ のとき

$n-1$ が $B_{n-1} > \sum_{k=1}^{n} b_k > \max_{1 \leq k \leq n-2} B_k$ を提示すると，n は $B_n < B_{n-1}$ を提示するので，$n-1$ が勝者となり，その利得は，$b_{n-1}q_{n-1}(b_1, .., b_{n-2}, B_{n-1} - \sum_{k \neq n-1} b_k, b_n)$ となる。

$B_{n-1} = \sum_{k=1}^{n} b_k > \max_{1 \leq k \leq n-2} B_k$ を提示すると，n は $B_n \leqq B_{n-1}$ を提示するので，$n-1$ の利得は，その勝敗に関わらず，$b_{n-1}q_{n-1}(b_1, b_2, .., b_n)$ である。

$\sum_{k=1}^{n} b_k > B_{n-1} \geqq \max_{1 \leq k \leq n-2} B_k$ とすると，n は，$B_n = B_{n-1}$ を提示して勝者となるので，$n-1$ の利得は，$b_{n-1}q_{n-1}(b_1, b_2, .., b_{n-1}, B_n - \sum_{k \neq n} b_k)$ となる。

$\sum_{k=1}^{n} b_k > \max_{1 \leq k \leq n-2} B_k > B_{n-1}$ とすると，n は，$B_n = \max_{1 \leq k \leq n-2} B_k$ を提示して勝ち，$n-1$ の利得は，$b_{n-1}q_{n-1}(b_1, b_2, .., b_{n-1}, B_n - \sum_{k \neq n} b_k)$ となる。

よって，$n-1$ の最適戦略は，$B_{n-1} = \sum_{k=1}^{n} b_k$ を提示するもので，その利得は，$b_{n-1}q_{n-1}(b_1, b_2, .., b_n)$ である。

（Ⅲ） $2 \leqq i \leqq n-2$ であるプレイヤー i について

同様に考えて，$\max_{1 \leq k \leq i-1} B_k > \sum_{k=1}^{n} b_k$ のときには，敗者となるのが最適で，$B_i < \max_{1 \leq k \leq i-1} B_k$ となる B_i を提示し，その利得は，勝者を w とすると，$b_i q_i(b_1, b_2, .., B_w - \sum_{k \neq w} b_k, .., b_n)$ である。$\max_{1 \leq k \leq i-1} B_k \leqq \sum_{k=1}^{n} b_k$ のときには，$B_i \leqq \sum_{k=1}^{n} b_k$

となる B_i を提示し，その利得は，$b_i q_i(b_1, b_2, .., b_n)$ である。

(IV) プレイヤー1について

$B_1 > \sum_{k=1}^{n} b_k$ とすると，2から n までのプレイヤーは，全て敗者となるので，1は勝者となり，その利得は，$b_1 q_1(B_1 - \sum_{k \neq 1} b_k, b_2, .., b_n)$ となる。

$B_1 \leqq \sum_{k=1}^{n} b_k$ とすると，2から n までのプレイヤー i は $B_i \leqq \sum_{k=1}^{n} b_k$ となる B_i を提示するので，1の勝敗に関わらず，利得は，$b_1 q_1(b_1, b_2, .., b_n)$ となる。

よって，1は $B_1 \leqq \sum_{k=1}^{n} b_k$ となる B_1 を提示する。

いて，第1段階で $\forall i \in N$ が，$B_i \leqq \sum_{k=1}^{n} b_k$ を提示し，勝者 $w \in N$ は，$B_w =$

以上より，このメカニズムのサブゲームパーフェクト均衡は，on path にお

$\sum_{k=1}^{n} b_k$ を提示し，第2段階で w は，$v_{-w} = (b_1, b_2, .., b_{w-1}, b_{w+1}, .., b_n)$ を提示し，第3段階で $i \in N - \{w\}$ が全て，yes と言うものである。

よって，留保価値が $(b_1, b_2, .., b_n) \in \prod_{i=1}^{n} [\underline{b_i}, \overline{b_i}]$ であるとき，任意のサブゲームパーフェクト均衡において，$\forall i \in N$ に対して，$q_i(b_1, b_2, .., b_n)$ が，配分される。　(証明終)

5. おわりに

本稿においては，n 人の社会において，ある分割財を配分する際，各プレイヤーの留保価値について観察可能でない第3者（ここでは政府）によって，各人の真の留保価値に依存した，効率的な平等主義的配分ルールにより配分が決定されるようなメカニズムを提示した。このメカニズムは，比較的単純であり，その実行が容易であるという点で，実際の問題に適用可能である。今回は，分割財の配分のモデルを扱ったが，このメカニズムの応用の可能性を考え

れば，様々な他の契約モデルについても，分析の可能性があるといえる。このような他のモデルについての考察は，今後の課題とする予定である。

参 考 文 献

D. Abreu and A. Sen, Subgame perfect implementation: A necessary and almost sufficient condition, *J. Econ. Theory* 50, 〔1990〕, 285–299.

B. Dutta, A. Sen and R. Vohra, Nash implementation through elementary mechanisms in economic environments, mimeo, 1993.

M. Jackson and H. Moulin, Implementing a public project and distributing its costs, *J. Econ. Theory* 57, 〔1992〕, 125–140.

E. Maskin, Nash equilibrium and welfare optimality, mimeo, 1977.

——, The theory of implementation in Nash equilibrium, in "*Social Goals and Social Organization*", Cambridge University Press, 1985.

J. Moore and R. Repullo, Subgame perfect implementation, *Econometrica* 56, 〔1988〕, 1191–1220.

T. Palfrey and S. Srivastava, Nash implementation using undominated strategies, *Econometrica* 59, 〔1991〕, 479–502.

A. Rubinstein and A. Wolinsky, Renegotiation-proof implementation and time preferences, *American Economic Review* 82, 〔1992〕, 600–614.

都築治彦「ナッシュ均衡における実行可能性の修正概念」九州大学「経済論究」第84号〔1992〕。