

Introduction à la **théorie des jeux**

Jeux à deux joueurs et à somme nulle

Tristan Garrec

12 avril 2021

ENSTA Paris

Retrouvez l'**enregistrement vidéo des transparents commentés**. Attention, le fichier n'est disponible qu'un temps limité (sept jours après la mise en ligne).

Ainsi que la **page du cours**.

Jeux à deux joueurs et à somme nulle

Jeux à deux joueurs et à somme nulle

Dans un **jeu à deux joueurs et à somme nulle** les intérêts des deux joueurs sont diamétralement opposés.

C'est un jeu sous forme normale à deux joueurs dans lequel $g_1 = -g_2$.

Formellement, c'est un triplet $\Gamma = (S, T, g)$ où

- S est l'**ensemble de stratégies** (ou d'**actions**) du joueur 1 (J_1) ;
- T est l'ensemble de stratégies du joueur 2 (J_2) ;
- $g : S \times T \rightarrow \mathbb{R}$ est **la fonction de paiement** de J_2 à J_1 .

J_1 et J_2 choisissent simultanément des actions $s \in S$ et $t \in T$. J_2 paie alors la somme $g(s, t)$ à J_1 . J_1 cherche donc à **maximiser** $g(s, t)$ et J_2 à **minimiser** $g(s, t)$.

Jeux à deux joueurs et à somme nulle

Exemple (Tir de penalty, ou Matching Pennies)

Lorsque S et T sont finis, on parle de **jeu fini**, ou de **jeu matriciel** que l'on représente sous la forme d'une matrice.

$$\begin{pmatrix} 1 & -1 \\ -1 & 1 \end{pmatrix}$$

J1 choisit une ligne et J2 une colonne. Ici, si les joueurs choisissent la même action c'est J1 qui gagne, sinon c'est J2.

Questions :

- Comment doivent jouer les joueurs ?
- Quelle est la valeur du jeu, c'est-à-dire le paiement si les joueurs jouent bien ?

Valeur en stratégies pures

Définition

Le **sup inf** du jeu Γ , noté $\underline{v}(\Gamma)$ (ou simplement \underline{v}) est la quantité

$$\underline{v} = \sup_{s \in S} \inf_{t \in T} g(s, t)$$

Lorsque le sup et l'inf sont atteints on parle également de **max min**.

Proposition

\underline{v} est caractérisé par

J1 **garantit** \underline{v} à ε près : $\forall \varepsilon > 0 \exists s \in S \forall t \in T \quad g(s, t) \geq \underline{v} - \varepsilon$

J2 **défend** \underline{v} à ε près : $\forall \varepsilon > 0 \forall s \in S \exists t \in T \quad g(s, t) \leq \underline{v} + \varepsilon$

Interprétation : \underline{v} est la valeur du jeu dans lequel J1 choisit son action s et l'annonce à J2, qui choisit son action en fonction de s .

Il en va de même pour l'**inf sup** noté \bar{v} en renversant les inégalités.

Valeur en stratégies pures

Exemple

Reprenons l'exemple du tir de penalty :

$$\begin{pmatrix} 1 & -1 \\ -1 & 1 \end{pmatrix}$$

On a $\underline{v} = -1$ et $\bar{v} = 1$.

Proposition

$$\underline{v} \leq \bar{v}.$$

Démonstration.

$$\forall (s, t) \in S \times T \quad g(s, t) \leq \sup_{s \in S} g(s, t)$$

$$\forall s \in S \quad \inf_{t \in T} g(s, t) \leq \inf_{t \in T} \sup_{s \in S} g(s, t)$$

Valeur en stratégies pures

La quantité $\bar{v} - \underline{v}$ est le **saut de dualité**.

Définition

Si $\underline{v} = \bar{v}$ le jeu a une **valeur** (en stratégies pures), égale à $\underline{v} = \bar{v}$ et notée v .

Interprétation : v est le paiement de J2 à J1 si les joueurs jouent bien.

Exemple

$$\begin{pmatrix} 1 & -1 \\ 1 & 1 \end{pmatrix}$$

$$v = 1.$$

Définition

Supposons que le jeu a une valeur v . Soit $\varepsilon > 0$.

Une stratégie $s \in S$ est ε -optimale pour J_1 si elle lui garantit $v - \varepsilon$, i.e.,

$$\forall t \in T \quad g(s, t) \geq v - \varepsilon.$$

Une stratégie $t \in T$ est ε -optimale pour J_2 si elle lui garantit $v + \varepsilon$, i.e.,

$$\forall s \in S \quad g(s, t) \leq v + \varepsilon.$$

Les stratégies 0-optimales sont simplement dites *optimales*.

Point-selle et équilibre de Nash

Définition

Le couple d'actions (s^*, t^*) est un *point-selle* si

$$\forall (s, t) \in S \times T \quad g(s, t^*) \leq g(s^*, t^*) \leq g(s^*, t).$$

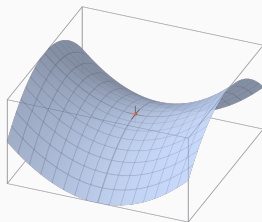


Figure 1: Un point-selle

En un point-selle aucun joueur n'a de déviation profitable, c'est un équilibre de Nash.

Proposition

S'il existe un point-selle (ou équilibre de Nash) (s^, t^*) , alors le jeu a une valeur $g(s^*, t^*)$. De plus s^* et t^* sont des stratégies optimales.*

Réciproquement,

Si un jeu a une valeur v et des stratégies optimales (s^, t^*) alors (s^*, t^*) est un point-selle (ou équilibre de Nash) et $v = g(s^*, t^*)$.*

Ces propriétés relient une propriété jointe (point-selle ou équilibre de Nash) à des propriétés unilatérales (stratégies optimales).

Attention : une stratégie optimale n'est pas nécessairement le meilleur choix contre toute stratégie de l'adversaire.

Propriétés de l'opérateur valeur

Proposition

Soient $c \in \mathbb{R}$, $\Gamma = (S, T, g)$, $\Gamma' = (S, T, g')$ et $\Gamma'' = (S, T, g + c)$. Alors

- Monotonie : $g \leq g' \Rightarrow \underline{v}(\Gamma) \leq \underline{v}(\Gamma')$;
- Translation des constantes : $\underline{v}(\Gamma'') = \underline{v}(\Gamma) + c$

Corollaire

Non dilatation : pour tout (g, g') ,

$$|\underline{v}(\Gamma) - \underline{v}(\Gamma')| \leq \|g - g'\|_{\infty}$$

Démonstration.

On a $g \leq g' + \|g - g'\|_{\infty}$ et on applique l'opérateur.

□

On a les mêmes propriétés pour \bar{v} , (et donc pour v si elle existe).

Stratégies dominées

Définition

La stratégie $s' \in S$ est *strictement dominée* par $s \in S$ si

$$\forall t \in T \ g(s', t) < g(s, t).$$

La stratégie $s' \in S$ est *faiblement dominée* par $s \in S$ si

$$\forall t \in T \ g(s', t) \leq g(s, t) \text{ et } \exists t \in T \ g(s', t) < g(s, t).$$

Proposition

- Soit $\Gamma = (S, T, g)$, soit $s' \in S$ une stratégie faiblement dominée et soit $\Gamma' = (S \setminus \{s'\}, T, g)$. Alors $\underline{v}(\Gamma) = \underline{v}(\Gamma')$, et de même pour \bar{v} .
- De plus si s' est strictement dominée et que le max min existe (e.g. le jeu est fini) alors s' n'est pas optimale dans Γ .

Démonstration.

- Considérer le jeu où l'on remplace s' par s et appliquer la monotonie.
- On a $\exists t \in T \ g(s, t) \leq \underline{v}$. Donc $g(s', t) < \underline{v}$, s' n'est pas optimale.



Éliminations successives de stratégies dominées

La propriété précédente permet, quand on cherche la valeur d'un jeu, d'éliminer les stratégies faiblement dominées. Si l'on cherche également les stratégies optimales, on ne peut éliminer que les stratégies strictement dominées.

Exemple

Par **éliminations successives des stratégies** strictement dominées, donner la valeur et les stratégies optimales du jeu suivant :

$$\begin{pmatrix} 0 & 3 & 3 & 9 \\ 6 & 1 & 4 & 0 \\ 7 & 5 & 6 & 8 \\ 8 & 4 & 1 & 9 \end{pmatrix}$$

Exemple

$$\begin{pmatrix} 0 & 3 & 3 & 9 \\ 7 & 5 & 6 & 8 \\ 8 & 4 & 1 & 9 \end{pmatrix}$$

$$\begin{pmatrix} 0 & 3 & 3 \\ 7 & 5 & 6 \\ 8 & 4 & 1 \end{pmatrix}$$

$$\begin{pmatrix} 7 & 5 & 6 \\ 8 & 4 & 1 \end{pmatrix}$$

$$\begin{pmatrix} 5 & 6 \\ 4 & 1 \end{pmatrix}$$

$$\begin{pmatrix} 5 & 6 \end{pmatrix}$$

$$\begin{pmatrix} 5 \end{pmatrix}$$

On suppose S et T **finis**. Reprenons à nouveau l'exemple du tir de penalty :

$$\begin{pmatrix} 1 & -1 \\ -1 & 1 \end{pmatrix}$$

Ce jeu n'a pas de valeur (en stratégies pures). Pour pallier cela, on va autoriser les joueurs à choisir leur action **aléatoirement**.

Mathématiquement, ceci permet de convexifier les ensembles d'actions.

On note $\Delta(A)$ l'ensemble des probabilités sur A (ou le simplexe sur A) :

$$\Delta(A) = \left\{ \mathbf{x} \in \mathbb{R}^A \mid \forall i \in A, x_i \geq 0 \text{ et } \sum_{i \in A} x_i = 1 \right\}.$$

Un élément de $\Delta(S)$ ou $\Delta(T)$ est appelé **stratégie mixte**.

L'**extension mixte** du jeu fini $\Gamma = (S, T, g)$ est le jeu $\Gamma^\Delta = (\Delta(S), \Delta(T), g)$ où g est étendue multilinéairement :

$$g(\sigma, \tau) = \mathbb{E}_{\sigma, \tau}[g] = \sum_{(s, t) \in S \times T} \sigma_s \tau_t g(s, t).$$

Avec la représentation matricielle $A = (g(s, t))_{(s, t) \in S \times T}$ on écrit également le paiement sous forme bilinéaire

$$g(\sigma, \tau) = \sigma A \tau.$$

Le théorème du minmax

Théorème (du minmax, von Neumann (1928))

Soit A une matrice réelle $S \times T$. Il existe $(\sigma^*, \tau^*, v) \in \Delta(S) \times \Delta(T) \times \mathbb{R}$ tel que

$$\forall (\sigma, \tau) \in \Delta(S) \times \Delta(T) \quad \sigma A \tau^* \leq v \leq \sigma^* A \tau.$$

L'extension mixte du jeu matriciel a une valeur et les joueurs ont des stratégies optimales.

Le réel v est unique, c'est la valeur (en stratégies mixtes) de la matrice A :

$$v = \max_{\sigma \in \Delta(S)} \min_{\tau \in \Delta(T)} \sigma A \tau = \min_{\tau \in \Delta(T)} \max_{\sigma \in \Delta(S)} \sigma A \tau.$$

C'est un cas particulier du théorème de Nash.

Proposition

$$\underline{v}(\Gamma) \leq v(\Gamma^\Delta) \leq \bar{v}(\Gamma).$$

Lemme

$$\min_{\tau \in \Delta(T)} \max_{\sigma \in \Delta(S)} g(\sigma, \tau) = \min_{\tau \in \Delta(T)} \max_{s \in S} g(s, \tau),$$

Le joueur qui joue en deuxième peut jouer en stratégies pures.

Démonstration.

Montrons $\forall \tau \in \Delta(T) \max_{s \in S} g(s, \tau) = \max_{\sigma \in \Delta(S)} g(\sigma, \tau)$. $S \subset \Delta(S)$

implique $\max_{s \in S} g(s, \tau) \leq \max_{\sigma \in \Delta(S)} g(\sigma, \tau)$. Et

$$\forall \sigma \in \Delta(S) \quad g(\sigma, \tau) = \sum_{(s,t)} \sigma(s) \tau(t) g(s, t) = \sum_s \sigma(s) g(s, \tau) \leq$$

$$\sum_s \sigma(s) \max_s g(s, \tau) = \max_s g(s, \tau).$$

□

Propriétés des stratégies optimales

Proposition

1. *Tout jeu fini admet un point-selle (en stratégies mixtes) ;*
2. *Tout point-selle (σ^*, τ^*) vérifie $v = g(\sigma^*, \tau^*)$;*
3. *(σ^*, τ^*) est un point-selle si et seulement si*

$$\forall (s, t) \in S \times T \quad g(s, \tau^*) \leq g(\sigma^*, \tau^*) \leq g(\sigma^*, t) ;$$

4. *Si (σ^*, τ^*) est un couple de stratégies optimales, et si $\sigma^*(s) > 0$ alors $g(s, \tau^*) = v$;*
5. *Si (σ^*, τ^*) est un couple de stratégies optimales, et si $\sigma^*(s) > 0$ et $\sigma^*(s') > 0$, alors $g(s, \tau^*) = g(s', \tau^*)$.*

Démonstration.

Les points 1. et 2. sont des reformulations du théorème du minmax. Le point 3. découle du lemme précédent. □

Démonstration.

Montrons 4. et supposons que $g(s, \tau^*) \neq v$. Comme τ^* est optimale on a $g(s, \tau^*) < v$ et $\forall s \in S \ g(s, \tau^*) \leq v$. Par linéarité

$g(\sigma^*, \tau^*) = \sum_{s \in S} \sigma^*(s) g(s, \tau^*) < \sum_{s \in S} \sigma^*(s) v$ car $\sigma^*(s) > 0$, ce qui contredit 2.

Le point 5. est une conséquence du 4. □

Les points 4. et 5. sont en pratique utiles pour calculer la valeur et les stratégies optimales de jeux simples.

Exemple

$$\begin{pmatrix} 3 & -1 \\ 0 & 0 \\ -2 & 1 \end{pmatrix}$$

La stratégie δ_2 de J1 est strictement dominée par la stratégie mixte $0.49\delta_1 + 0.51\delta_3$, on l'élimine sans changer la valeur du jeu et les stratégies optimales. Soit (σ, τ) un couple de stratégies optimales. Clairement $\sigma = \delta_1$ et $\sigma = \delta_3$ sont impossibles. Notons $\sigma = p\delta_1 + (1-p)\delta_3$ avec $p \in]0, 1[$ et $\tau = q\delta_1 + (1-q)\delta_2$. On a $3p - (1-q) = -2q + (1-q)$ donc $q = \frac{2}{7} \in]0, 1[$. Donc $3p - 2(1-p) = -p + (1-p)$, et donc $p = \frac{3}{7}$. On calcule $v = \frac{1}{7}$.

Exemple

Exemple

Dans le jeu

$$\begin{pmatrix} a & b \\ c & d \end{pmatrix}$$

soit il existe un couple de stratégies optimales pures, soit les stratégies optimales sont complètement mixtes et la valeur vaut

$$v = \frac{ad - bc}{a + d - b - c}.$$

Lien avec la programmation linéaire

Soit le problème de maxmin

$$\max_{\sigma \in \Delta(S)} \min_{\tau \in \Delta(T)} \sigma A \tau \quad (\text{P})$$

On a vu que le problème est équivalent à

$$\max_{\sigma \in \Delta(S)} \min_{t \in T} (\sigma A)_t \quad (\text{P})$$

Que l'on réécrit comme un problème linéaire

$$\begin{aligned} & \max_{\sigma \in \Delta(S), u \in \mathbb{R}} u && (\text{P}) \\ \text{s.c.} \quad & u \leq (\sigma A)_t \quad \forall t \in T \end{aligned}$$

Lien avec la programmation linéaire

Que l'on réécrit à nouveau

$$\begin{aligned} \max_{\sigma \in \mathbb{R}^S, u \in \mathbb{R}} \quad & u \\ \text{s.c.} \quad & u\mathbf{1} - \sigma A \leq \mathbf{0} \\ & \sigma \mathbf{1} = 0 \\ & \sigma \geq \mathbf{0} \end{aligned} \tag{P}$$

Dont le problème dual est

$$\begin{aligned} \min_{\tau \in \mathbb{R}^T, v \in \mathbb{R}} \quad & v \\ \text{s.c.} \quad & \mathbf{1}v - A\tau \leq \mathbf{0} \\ & \mathbf{1}\tau = 0 \\ & \tau \geq \mathbf{0} \end{aligned} \tag{D}$$

Qui est équivalent au problème de minmax

$$\min_{\tau \in \Delta(T)} \max_{\sigma \in \Delta(S)} \sigma A \tau \tag{D}$$

Corollaire

Le théorème du minmax de von Neumann est une conséquence du théorème de dualité forte.

Réciproquement, on pourrait démontrer le théorème de dualité forte à partir du théorème du minmax, il y a donc équivalence entre les deux.