

The Blind Spot. Lectures on logic

JEAN-YVES GIRARD

European Mathematical Society, 2011. 550 pp. ISBN 978-3-03719-088-3, 68€

En dépit de son sous-titre, ce livre n'est pas un cours de logique standard (du reste la Gazette ne recense pas les livres d'enseignement), mais une présentation de la majeure partie des recherches menées par Jean-Yves Girard depuis plus de quarante ans, exception faite de ses travaux sur les ordinaux des années 80.

L'essentiel des trois premières parties (sur six) correspond à peu près à *Proofs and Types* [18]. Elles contiennent des résultats standard et peuvent bien sûr être utilisées pour un cours de M2 de logique ou d'informatique théorique. Le reste, soit plus de la moitié de cet ouvrage, est consacré aux travaux de l'auteur sur la logique linéaire [8, 9], sur la relecture linéaire des logiques intuitionniste et classique, ainsi que sur les programmes de recherche dérivés de la logique linéaire que sont la géométrie de l'interaction (initiée par [10]) et la ludique (apparue avec [13]).

Cet ouvrage développe un point de vue sur la nature de la logique, qui aboutit à un questionnement sur la question des fondements, elle-même à l'origine de la logique *mathématique* – tandis que la logique en général a au moins vingt-trois siècles. Plutôt que d'étudier la logique à l'œuvre dans les mathématiques, il s'agit plutôt d'étudier, grâce à des mathématiques relativement standard, les preuves, voire les mécanismes de raisonnement de la logique ordinaire, ainsi que les notions informatiques fondamentales de calcul, de ressource, de donnée, de changement d'état, d'interaction etc. Riche en explications et en commentaires, évitant le formalisme excessif de bien des livres de logique, cet ouvrage est vif et plaisant à lire.

Nous allons présenter ce livre en suivant son organisation en six parties chacune composée de trois à cinq chapitres :

- I *The basics*
- II *Around Curry-Howard*
- III *Linear logic*
- IV *Polarized interpretations*
- V *Iconoclasm*
- VI *Geometry of interaction*

The basics. La première partie de cet ouvrage présente les origines de la théorie de la démonstration contemporaine. L'auteur commence avec la chute du programme de Hilbert : le théorème d'incomplétude de Gödel. Tandis qu'Hilbert pensait que toutes les mathématiques pouvaient se ramener à des méthodes finitistes et que la cohérence des mathématiques en résultait, le théorème d'incomplétude de Gödel a anéanti tout tel espoir : il est impossible de démontrer la cohérence d'un système contenant l'arithmétique sans faire appel à un système plus puissant. Après une réflexion sur ce théorème de Gödel, ce livre présente les systèmes déductifs modernes qui ont été introduits pour démontrer syntaxiquement la cohérence des mathématiques : le calcul des séquents – qui est particulièrement adapté à la logique classique – et la déduction naturelle – qui est plus particulièrement adapté à la logique intuitionniste. La logique classique est la logique usuelle des mathématiques, et la logique intuitionniste s'obtient en laissant de côté le principe du tiers exclus

(*tertium non datur*). Cette variante de la logique classique issue de réflexions philosophiques a depuis montré son importance cruciale en informatique comme base de la programmation fonctionnelle typée (cf. la partie II du présent ouvrage) et pour les mathématiques constructives, dans lesquelles on se soucie de construire les objets et les solutions dont l'existence est démontrée [21, 22].

Concernant la logique classique, le résultat central est l'élimination des coupures, lequel vaut aussi pour la logique intuitionniste. La règle de coupure correspond à l'utilisation d'un lemme dans une preuve mathématique : de $A \Rightarrow B$ et $B \Rightarrow C$ on peut déduire $A \Rightarrow C$. Éliminer les coupures, c'est à la fois dire que ce qui est démontrable l'est directement par des méthodes élémentaires et transformer une preuve en une preuve élémentaire (souvent d'une taille considérable). Cette dynamique des preuves sera au cœur des parties IV, V et VI du présent ouvrage. L'existence de preuves sans coupures pour un système incluant la ω -règle (si $P(0), P(1), P(2), \dots$ alors $\forall n P(n)$) permet d'établir une preuve de la cohérence de l'arithmétique, due à Gentzen : il est aisé de voir qu'il n'existe pas de preuve élémentaire du faux. Cela ne contredit en rien le théorème de Gödel. En effet, pour établir l'élimination des coupures avec des preuves finies en hauteur, mais infinies en largeur à cause de la ω -règle, Gentzen utilise une induction transfinie jusqu'à l'ordinal ε_0 , c'est-à-dire une théorie bien plus puissante que la théorie dont il démontre la cohérence : l'arithmétique est essentiellement l'induction jusqu'à ω , qui est bien plus petit que ε_0 .

Concernant la logique intuitionniste cette première partie ne fait que donner les règles et les premières propriétés de cette logique, le plus intéressant faisant l'objet de la partie suivante.

Around Curry-Howard. La seconde partie est consacrée à l'isomorphisme de Curry-Howard [19, 18, 20]. Cet isomorphisme établit une correspondance entre programmes informatiques et preuves formelles de la logique intuitionniste, que l'on peut résumer ainsi :

- un **type** au sens informatique (comme entier, liste d'entiers, arbres etc. fonction des entiers dans les entiers, fonction des listes d'entiers dans les entiers,...) est vue comme une **proposition** ;
- une **donnée de type** T (par exemple l'entier 2 de type entier ou la liste $\langle 2, 1, 4 \rangle$ de type liste d'entiers) est vue comme une **preuve de la proposition** T ;
- les programmes sont des données particulières de type $X \Rightarrow Y$: par exemple, la fonction qui associe à une liste d'entiers sa longueur sera une preuve de la proposition « liste d'entiers » $\Rightarrow$ « entier » ;
- la règle de coupure représente l'application d'un programme à un argument, un programme de type X implique Y est appliqué à un argument de type X ;
- la **normalisation** – l'élimination des coupures – représente le **calcul** : tant qu'une preuve (donnée, programme) n'est pas normale, on ne peut savoir de quel objet il s'agit, par exemple on ne peut savoir si deux objets non normaux sont égaux.

Par exemple, la formule **Nat** $:= \forall X. (X \Rightarrow X) \Rightarrow (X \Rightarrow X)$ correspond au type des entiers naturels en représentation unaire. Une preuve (sans coupures) de **Nat** prend un argument, une preuve f de la formule $X \Rightarrow X$, et produit une nouvelle preuve de $X \Rightarrow X$, obtenue en itérant f . La preuve π_i qui produit f^i à partir

de f représentera l'entier i . La formule **Nat** $\Rightarrow$ (**Nat** $\Rightarrow$ **Nat**) représente alors les fonctions $\mathbb{N} \times \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{N}$; par exemple il existe une preuve ρ de cette formule qui représentent l'implémentation `sum` de la somme sur les entiers. Une règle de coupure entre ρ et les deux preuves π_2 et π_3 produit alors une preuve (avec coupure) $\text{cut}(\text{cut}(\rho, \pi_2), \pi_3)$ de la formule **Nat**. La normalisation de cette preuve correspond alors *pas à pas* au calcul du programme `sum` appliqué aux arguments 2 et 3, c'est-à-dire l'entier 5, et produit la preuve sans coupures π_5 de la formule **Nat**.

Les programmes ainsi définis sont sûrs : il a été démontré que les programmes extraits des preuves calculent ce qu'ils sont supposés calculer, s'ils ne font appel qu'à la logique et aux équations satisfaites par la fonction définie [18, 20]. Les fonctions sont alors vues ici comme des termes dotés d'un mécanisme de calcul, mais on peut aussi chercher à les voir comme d'habitude, c'est-à-dire comme l'ensemble statique des couples $(x, f(x))$: c'est ce que font les **sémantiques dénotationnelles**, des modèles mathématiques des programmes qui interprètent une fonction avant et après réduction (la fonction peut elle-même être un terme complexe) comme un même morphisme dans une catégorie dont les objets interprètent les propositions.

Toute cette partie du livre repose sur le fait qu'une preuve de $A \Rightarrow B$ en logique intuitionniste, c'est une fonction des preuves de A dans les preuves de B , et qu'on peut considérer qu'une formule est un type et que les preuves de cette formule sont les programmes de ce type [19] – ce qui a pour effet que les types correspondant à des formules non démontrables sont inhabités, sans interprétation, et remédier à ce défaut est l'une des motivations de la ludique, exposée dans la quatrième partie de l'ouvrage.

Ces chapitres relativement standard sur la logique intuitionniste incluent un résultat important de l'auteur du livre, la résolution de la conjecture de Takeuti : les preuves de la logique d'ordre supérieur (système F et F_ω , [3, 4]) admettent une forme normale. La méthode dite des candidats de réductibilité est depuis couramment utilisée pour des systèmes logiques plus puissants incluant par exemple les types dépendants.

Linear Logic. La logique linéaire est née de l'étude d'un modèle mathématique – une « sémantique quantitative » – des programmes [2] dans lequel ces derniers sont interprétés par des foncteurs – dit *normaux* – pour lesquels l'auteur montre l'existence d'un développement en série entière. Ainsi, une preuve de $A \Rightarrow B$ – un programme de type $A \Rightarrow B$ – est naturellement interprétée comme une fonction *linéaire* d'un espace $!A$, une sorte d'algèbre tensorielle $\bigoplus_{n \in \mathbb{N}} A^{\otimes n}$, dans B . La *logique linéaire* est alors obtenue en inscrivant cette décomposition dans la syntaxe. C'est donc un raffinement de la logique usuelle dans laquelle l'implication $A \Rightarrow B$ est traduite par la formule $!A \multimap B$, où $\multimap$ est une implication *linéaire*, qui utilise une et une seule fois son argument, et $!$ est un connecteur dit *exponentiel*, qui marque la possibilité de réutiliser une hypothèse.

Cette sémantique quantitative à l'origine de la logique linéaire a également donné lieu à une sémantique dénotationnelle – les *espaces de cohérences*, un modèle plus simple que l'auteur utilise afin d'introduire le sujet. La troisième partie commence donc par décrire cette interprétation catégorique concrète des preuves modulo normalisation.

La logique linéaire [8] dont les différents aspects constituent les chapitres de cette partie peut se voir de diverses manières :

- la logique linéaire est une logique classique (avec une négation qui satisfait les lois de De Morgan $\neg\neg A \equiv A$) qui inclut la logique intuitionniste et en garde le caractère constructif : les preuves d'une même formule ne sont pas toutes identifiables et elle peuvent se voir comme des programmes ;
- la logique linéaire permet de voir les formules comme autant de ressources et permet donc de parler de changement d'état et de modéliser des processus informatiques plus finement que ne le fait la logique intuitionniste.

En combinant ces différents aspects, la logique linéaire jouit de propriétés dont certaines lui sont propres :

- la logique linéaire admet un théorème de normalisation ;
- une sémantique des preuves est naturellement fournie par les espaces cohérents dont la logique linéaire est issue ;
- la logique linéaire peut s'interpréter usuellement dans des structure algébrique ordonnées (sémantique des phases) qui sont l'analogue des algèbres de Boole pour la logique classique.

Outre ces propriétés qui garantissent son statut de logique à part entière, la logique linéaire permet de nouveaux points de vue sur l'objet preuve. En particulier, la logique linéaire est introduite avec deux systèmes de déduction qui se correspondent : le premier est un calcul des séquents où les preuves sont définies intuitivement par des règles et le second est une syntaxe graphique – les « réseaux de preuves », où les preuves sont définies comme les graphes finis satisfaisant un « critère de correction », une propriété topologique. Cette dernière syntaxe se distingue des systèmes de déduction usuels en cela qu'elle permet de généraliser la notion de preuve : il est possible d'écrire des graphes – des pseudo-preuves, ou « épreuves » – qui ne correspondent pas à des preuves en calcul des séquents (et ne satisfont donc pas au « critère de correction »). Ce dernier aspect, associé à l'étude du processus de normalisation de la logique linéaire, est le point de départ de la géométrie de l'interaction et de la ludique qui sont développées dans les parties suivantes.

Au passage l'auteur présente un résultat peut-être moins connu et repris que la résolution de la conjecture de Takeuti par les candidats de réductibilité, mais qui vient aussi résoudre un problème ouvert : la construction d'un modèle catégorique concret – les espace de cohérence [7] – des preuves de la logique intuitionniste propositionnelle du second ordre (système F) dans lequel il est possible de quantifier sur des variables de type. Ce travail en rapport avec les travaux de l'auteur sur les ordinaux [5, 6], résoud aussi une conjecture en informatique théorique et en sémantique dénotationnelle des programmes.

Polarized Interpretations. L'auteur y aborde dans un premier temps la question de la polarisation. La séparation des connecteurs logiques dits positifs et négatifs n'est pas nouvelle, mais elle refait son apparition dans le contexte de la logique linéaire dans les années 1990 au travers de travaux sur la recherche de preuves [1] d'un côté et d'une étude de la logique classique [11] d'un autre côté. Cette partie sur la polarisation mène l'auteur à discuter des sémantiques de jeux, qui étudient les preuves d'une formule A comme des stratégies gagnantes

dans un jeu dont les règles dépendent de A : le changement de polarité – la négation – revient à échanger les rôles entre joueur et opposant. Ce point de vue permet donc d'envisager que les formules A et $\neg A$ peuvent être toutes deux habitées : il existe des stratégies pour le joueur et pour l'opposant, même si seul l'un des deux (au plus) dispose de stratégie(s) gagnante(s). Cette discussion mène donc l'auteur à la description de sa relecture des sémantiques de jeux, la *ludique* [13]. Celle-ci se distingue des sémantiques de jeux traditionnelles du fait que les formules sont issues des stratégies qui, elles, existent en dehors de toute règle du jeu. Les stratégies (non nécessairement gagnantes) pour le jeu A correspondent à une notion de preuve généralisée – les épreuves – et définissent des tests pour les stratégies gagnantes du jeu $\neg A$. C'est alors l'interaction – l'élimination des coupures, ou (via Curry-Howard), l'exécution des programmes – et une notion de terminaison qui permettent de définir les formules : un ensemble de tests A définit la formule $\neg A$ comme l'ensemble des épreuves a' telles que l'élimination des coupures de a' appliquée à un test $a \in A$ – une épreuve également – termine. Les différents connecteurs de la logique linéaire (sans exponentielles) peuvent alors être définis à partir d'opérations portant sur les preuves/programmes : par exemple, une épreuve π est dans $A \multimap B$ si pour chaque épreuve ρ dans A , l'épreuve $\text{cut}(\pi, \rho)$ est dans B . Le dernier chapitre de cette partie est consacré à une discussion sur les connecteurs exponentiels de la logique linéaire et présente le travail de l'auteur concernant la logique classique [11].

Iconoclasm. Le premier chapitre est consacré aux connecteurs exponentiels de la logique linéaire. Une modification des règles régissant ces connecteurs permet d'obtenir des systèmes logiques restreints qui permettent de caractériser des classes de complexité [12]. Ainsi, une remise en question des principes régissant traditionnellement les duplications – la réutilisation d'hypothèses – en logique permet une approche des classes de complexité basée sur l'idée que celles-ci correspondent à des différents infinis¹. Via la correspondance de Curry-Howard, il existe des formules **Nat** et **Nat** $\Rightarrow$ **Nat** correspondant respectivement aux types des entiers naturels et des fonctions des entiers dans les entiers. Ceux-ci, lorsque l'on considère la logique linéaire, contiennent des preuves correspondant à toutes les fonctions calculables. Dans un système logique restreint, ou « borné », comme les systèmes ELL ou LLL présentés dans l'ouvrage, la restriction des règles de construction des preuves impose une restriction de l'ensemble des preuves d'une formule donnée. On peut alors montrer que les preuves de la formule **Nat** $\Rightarrow$ **Nat** dans ELL (resp. LLL) correspondent aux fonctions calculables en temps élémentaire (resp. polynomial).

Le chapitre suivant décrit une relecture de la logique inspirée de la mécanique quantique. Une formalisation alternative des espaces de cohérence permet d'étendre ceux-ci afin d'interpréter les formules de la logique comme des ensembles de fonctions à valeur réelle positive (espaces de cohérence probabilistes) ou des ensembles de matrices auto-adjointes (espaces de cohérence quantiques). Ce travail est cependant limité car cette interprétation ne se généralise pas aux opérateurs agissant sur des espaces de dimension infinie. Le dernier chapitre reprend alors des résultats provenant d'une étude des réseaux de preuves et leur critère de

¹ Il faut comprendre ici une classification des infinis différente de celle de Cantor, plus fine, puisqu'il s'agit de distinguer des infinis qui ne contiennent pas une infinité d'infinis.

correction datant de plus de trente ans. Ce travail est le point de départ de la *géométrie de l'interaction*, qui fait l'objet de la dernière partie de l'ouvrage et qui permet de passer outre les limitations apparues dans le chapitre précédent. L'auteur y expose comment les réseaux mènent à une interprétation des preuves par des permutations qui partage des points communs avec la *ludique*. En effet, les réseaux de preuves sont représentés par des unions disjointes de transpositions ; les autres permutations correspondent donc à la notion plus générale d'*épreuve*, et peuvent être comprises comme des *tests* traduisant les critères de correction.

Geometry of Interaction. La géométrie de l'interaction propose une interprétation des preuves/programmes par des opérateurs agissant sur un espace de Hilbert séparable de dimension infinie. Cette modélisation des preuves est dans la continuité du chapitre précédent, où l'interprétation des preuves par des permutations (finies) était insuffisante pour représenter les connecteurs exponentiels. Le premier chapitre de cette partie contient une exposition de l'*équation de rétroaction*, une équation fonctionnelle faisant intervenir deux opérateurs qui traduit la règle de coupure. La résolution de cette équation revient donc à éliminer les coupures dans une preuve ou, de manière équivalente, à *calculer* – exécuter un programme. Le résultat principal obtenu par l'auteur [14] et contenu dans ce chapitre, avec une nouvelle preuve, est l'existence et l'unicité d'une solution à cette équation, à condition que les opérateurs a, b considérés aient une norme inférieure ou égale à 1. Cette solution, noté $Ex(a, b)$, est alors un opérateur de norme au plus 1 dans l'algèbre de von Neumann engendrée par les deux opérateurs a, b . Cela permet d'envisager la boule unité d'une algèbre de von Neumann comme un *monde clos* pour l'interprétation des preuves/programmes : si a, b sont dans la boule unité de l'algèbre $\mathfrak{N}$, alors l'exécution $Ex(a, b)$ existe et est un élément de la boule unité de $\mathfrak{N}$. Les deux chapitres suivant présentent alors la *géométrie de l'interaction hyperfinie* [17], l'un des résultats les plus récents de l'auteur. En fixant une algèbre de von Neumann (ici, le facteur hyperfini de type II_1) et en restreignant l'interprétation des preuves à des opérateurs éléments de celle-ci, l'auteur y propose une reconstruction des connecteurs de la logique linéaire (comme c'était le cas en ludique) qui lui permet de recouvrer le système borné ELL. La notion de *test* entre permutations se traduit ici par le calcul d'une quantité faisant intervenir le déterminant de Fuglede-Kadison. Cette notion explicite la condition de terminaison et permet de définir la notion de formule comme cela était fait en ludique.

En guise de conclusion Dans ce livre, les définitions, théorèmes et démonstrations ne sont pleinement formalisées que si cela est véritablement nécessaire à la compréhension du lecteur. Cette facilité de lecture est renforcée par de nombreuses explications intuitives et réflexions personnelles qui donnent le point de vue de l'auteur ; les commentaires sur les approches concurrentes sont souvent drôles, parfois piquants.

Il existe une version française de ce livre parue cinq ans auparavant [15, 16]. La version anglaise que nous présentons ici diffère de celle-ci grandement sur les derniers chapitres, en incluant une mise à jour bienvenue de ceux-ci. En effet, la partie *géométrie de l'interaction* de la version anglaise présente des résultats extrêmement récents qui, lorsque parût la version française, étaient encore en pleine évolution.

Il s'agit donc d'un livre de logique doublement original puisqu'il présente des résultats originaux d'une manière originale. L'un de ses intérêts est de poser des questions d'ordre épistémologique et de réintroduire la question des fondements qui est à l'origine même de la logique mathématique.

Surtout, cet ouvrage montrera au lecteur de la Gazette qu'il est possible de faire des mathématiques relativement standard sur ces objets inhabituels que sont formules et preuves formelles, mais aussi qu'une présentation de la logique mathématique et une étude des preuves formelles n'a pas à être plus formaliste qu'un autre traité de mathématiques. Les auteurs de cette recension espèrent que ces deux qualités, hélas peu courantes pour un ouvrage de logique, stimuleront l'intérêt des mathématiciens pour la logique mathématique.

Références

- [1] Jean-Marc Andreoli. Logic programming with focusing proofs in linear logic. *Journal of Logic and Computation*, 1992.
- [2] J. Girard. Normal functors, power series and λ -calculus. *Annals of Pure and Applied Logic*, 37(2) :129–177, February 1988.
- [3] Jean-Yves Girard. Une extension de l'interprétation de Gödel à l'analyse et son application : l'élimination des coupures dans l'analyse et la théorie des types. In Jens Erik Fenstad, editor, *Proceedings of the Second Scandinavian Logic Symposium*, volume 63 of *Studies in Logic and the Foundations of Mathematics*, pages 63–92, Amsterdam, 1971. North Holland.
- [4] Jean-Yves Girard. *Interprétation fonctionnelle et élimination des coupures de l'arithmétique d'ordre supérieur*. Thèse de doctorat d'état, Université Paris 7, 1972.
- [5] Jean-Yves Girard. Π_2^1 -logic, part 1 : Dilators. *Annals of Mathematical Logic*, 21(2–3) :75 – 219, 1981.
- [6] Jean-Yves Girard. Une théorie géométrique des ordinaux. *Pour La Science, Edition Française de « Scientific American »*, 93, 1985. Repris dans “*Les mathématiques aujourd'hui*”, Belin, pp. 97–108, 1986.
- [7] Jean-Yves Girard. The system F of variable types : Fifteen years later. *Theoretical Computer Science*, 45 :159–192, 1986.
- [8] Jean-Yves Girard. Linear logic. *Theoretical Computer Science*, 50(1) :1–102, 1987.
- [9] Jean-Yves Girard. La logique linéaire. *Pour La Science, Edition Française de « Scientific American »*, 150, April 1990.
- [10] Jean-Yves Girard. Towards a geometry of interaction. In *Categories in Logic and Computer Science-Boulder, June 1987*, volume 92 of *Contemporary Mathematics*, pages 68–109. AMS, 1990.
- [11] Jean-Yves Girard. A new constructive logic : classical logic. *Mathematical Structures in Computer Science*, 1(3) :255–296, 1991.
- [12] Jean-Yves Girard. Light linear logic. In *Selected Papers from the International Workshop on Logical and Computational Complexity, LCC '94*, pages 145–176, London, UK, UK, 1995. Springer-Verlag.
- [13] Jean-Yves Girard. Locus solum : From the rules of logic to the logic of rules. *Mathematical Structures in Computer Science*, 11(3), 2001.
- [14] Jean-Yves Girard. Geometry of interaction IV : the feedback equation. In Stoltenberg-Hansen and Vaananen, editors, *Logic Colloquium '03*, pages 76–117, 2006.
- [15] Jean-Yves Girard. *Le point aveugle. Cours de logique. 1 : Vers la perfection. 1*. Paris : Hermann, Éditeurs des Sciences et des Arts. xvi, 280 p. , 2006.
- [16] Jean-Yves Girard. *Le point aveugle. Cours de logique. 2 : Vers l'imperfection*. Paris : Hermann, Éditeurs des Sciences et des Arts. xii, 281-567. , 2007.
- [17] Jean-Yves Girard. Geometry of interaction V : Logic in the hyperfinite factor. *Theoretical Computer Science*, 412 :1860–1883, 2011.
- [18] Jean-Yves Girard, Yves Lafont, and Paul Taylor. *Proofs and Types*. Number 7 in Cambridge Tracts in Theoretical Computer Science. Cambridge University Press, 1988.

- [19] William A. Howard. The formulae-as-types notion of construction. In J. Hindley and J. Seldin, editors, *To H.B. Curry : Essays on Combinatory Logic, λ -calculus and Formalism*, pages 479–490. Academic Press, 1980.
- [20] Jean-Louis Krivine. *Lambda Calcul – Types et Modèles*. Études et Recherches en Informatique. Masson, Paris, 1990.
- [21] Anne Troelstra and Dirk van Dalen. *Constructivism in Mathematics (vol. 1)*, volume 121 of *Studies in Logic and the Foundations of mathematics*. North-Holland, 1988.
- [22] Anne Troelstra and Dirk van Dalen. *Constructivism in Mathematics (vol. 2)*, volume 123 of *Studies in Logic and the Foundations of Mathematics*. North-Holland, 1988.

Christian Retoré
Université de Montpellier

Thomas Seiller
IHÉS