Changement dans un système d'argumentation : suppression d'un argument

Pierre Bisquert, Claudette Cayrol, Florence Dupin de Saint-Cyr, Marie-Christine Lagasquie-Schiex

Changement dans un système d'argumentation : suppression d'un argument

Pierre Bisquert,
Claudette Cayrol,
Florence Dupin de Saint-Cyr,
M-Christine Lagasquie-Schiex

{bisquert,ccayrol,bannay,lagasq}@irit.fr
IRIT, Université Paul Sabatier,
118 route de Narbonne, 31062 Toulouse, France

Rapport IRIT/RR- -2011-2- -FR

Janvier 2011

Résumé

Cet article traite d'un problème particulier du changement dans un système d'argumentation : la suppression d'un argument et de ses interactions. Nous étudions un exemple issu du contexte juridique justifiant cette opération et nous donnons quelques propriétés désirables.

keyword Argumentation, Suppression d'argument, Dynamique d'un système d'argumentation

Table des matières

1 Introduction

L'argumentation est un secteur de recherche très actif, notamment pour ses applications concernant le raisonnement (Dung (1995); Amgoud & Cayrol (2002)) ou la négociation entre agents (Amgoud *et al.* (2000)). Elle permet de modéliser l'échange d'arguments entre plusieurs agents (dialogue), mais permet aussi à un unique agent de gérer des informations incomplètes et potentiellement contradictoires. Les arguments ainsi émis sont en interaction les uns avec les autres, le plus souvent au moyen d'une relation d'attaque représentant les conflits entre arguments (par exemple, lorsque la conclusion d'un argument contredit la prémisse d'un autre).

Pour constituer une argumentation solide, la théorie de l'argumentation propose d'étudier d'abord les *"extensions"*, ensembles d'arguments dits *acceptables* (*i.e.* capables de se défendre collectivement tout en évitant de s'attaquer entre eux), puis le statut individuel de chaque argument calculé en fonction de son appartenance aux extensions. Des cadres formels ont été proposés pour modéliser les systèmes d'argumentation et faciliter l'étude des extensions. En particulier, le cadre formel de Dung (1995) permet de se détacher complètement du sens des arguments, ces derniers devenant alors des entités purement abstraites liées les unes aux autres par des relations binaires.

Si la dynamique des systèmes d'argumentation a récemment été abordée par de nombreux travaux (Boella *et al.* (2009a,b); Baumann & Brewka (2010); Moguillansky *et al.* (2010)), ces derniers n'ont que peu considéré la suppression d'un argument. Pourtant, il existe des applications pratiques. Tout d'abord, on peut avoir besoin d'*occulter* un argument, notamment lorsque l'on ne veut, ou ne peut, présenter cet argument à un auditoire donné [1] ; d'autre part, ce même auditoire peut vous imposer de *supprimer* un argument, notamment lorsque ce dernier est considéré comme illégal par rapport au contexte. Par ailleurs, la suppression s'avère utile pour évaluer *a posteriori* l'impact d'un argument sur les conclusions du système. En particulier, pour évaluer la qualité d'un dialogue, il est important de pouvoir différencier les arguments inutilement avancés des arguments décisifs (voir Amgoud & Dupin de Saint Cyr (2009) : un argument est décisif si sa suppression permet de changer la conclusion du dialogue). Enfin, il peut être nécessaire de savoir comment garantir qu'un ou plusieurs arguments soient acceptés par la suppression d'un ensemble minimal d'arguments. Comme nous le verrons plus loin, la suppression d'un argument X ne se ramène pas

1. Normes sociales, volonté de ne pas fournir d'informations à un adversaire, etc.

ici à l'ajout d'un argument Y attaquant X, notamment car un argument attaqué peut, sous certaines conditions, être encore acceptable. Il est, par ailleurs, plus économique de supprimer un argument plutôt que d'en ajouter un, ce qui aurait pour effet d'alourdir le système au fil du temps. Nous nous proposons donc d'étudier l'impact, d'un point de vue théorique, que peut avoir une telle suppression sur l'ensemble des extensions initiales.

L'article est organisé comme suit. En section 2, est présenté un exemple illustrant l'intérêt de la suppression. La section 3 donne un état de l'art succinct de l'argumentation et du changement en argumentation. La section 4 expose quelques propriétés concernant l'impact de la suppression sur les extensions et le statut des arguments. Enfin, la section 5 fait le lien avec des travaux proches et conclut cet article.

2 Exemple illustratif

Cet exemple se place dans le cadre du *"four-players game"*, tirant son nom des quatre entités entrant en jeu ; il s'inspire librement de l'exemple proposé dans Brewka (2001). Nous présentons d'abord ces 4 entités, puis les systèmes d'argumentation des deux orateurs et étudions enfin le déroulement de l'audience au tribunal.

2.1 Présentation du jeu

Le *"four-players game"* s'inspire du fonctionnement d'une audience d'un tribunal mettant en scène quatre entités aux rôles bien distincts qui interagissent pour déterminer si un argument est acceptable.

- Le *procureur* (P) veut faire accepter un argument particulier Q qui est le sujet de l'audience. Il possède son propre système d'argumentation au sein duquel il peut *occulter* des arguments menaçant Q, *i.e.* retirer temporairement certains arguments qui pourraient empêcher Q d'être accepté. Il peut également occulter certains autres arguments ne menaçant pas Q, mais étant jugés, par exemple, non pertinents ou dangereux par rapport à l'auditoire (ce qui relève d'une stratégie d'argumentation).
- L'*avocat de la défense* (A), possédant également son propre système d'argumentation [2], fonctionne de la même façon que le procureur, à la

2. Il est possible, et même nécessaire (sinon il ne pourrait y avoir "confrontation"), que le procureur et l'avocat partagent des arguments. Cependant, leur vision de l'acceptabilité de ceux-ci peut être différente, ces arguments sont donc souvent à charge pour l'un des orateurs et à décharge pour l'autre.

différence qu'il tente de faire réfuter l'argument Q.

- Le *juge* s'assure que le processus d'argumentation s'opère dans de bonnes conditions. Il intervient lorsqu'une objection est faite par un des participants ; il peut alors accepter cette objection (donc faire supprimer l'argument correspondant), ou la rejeter.
- Les *jurés*[3] ont le mot de la fin. Leur rôle est d'écouter les arguments du procureur et de l'avocat et d'en tirer une conclusion concernant l'acceptabilité de l'argument Q. Les jurés commencent le jeu avec un système d'argumentation ne contenant que l'argument Q et le complètent avec les arguments présentés successivement par le procureur et l'avocat (si ces arguments ne sont pas annulés par une objection). Lorsque l'audience est terminée (*i.e.* lorsque ni le procureur, ni l'avocat ne peuvent donner de nouveaux arguments), les jurés peuvent déterminer si Q est acceptable ou non.

Dans notre exemple, le sujet de l'argumentation porte sur la culpabilité de l'accusé concernant le meurtre de sa femme. Le tableau 1 résume l'ensemble des arguments de l'exemple ainsi que leur répartition entre le procureur et l'avocat de la défense.

2.2 Arguments du ministère public

Examinons les arguments du procureur. Celui-ci ne connaît que deux arguments pouvant attaquer sa thèse (l'argument 1) : les arguments 6 et 4. Le procureur ne se préoccupe pas outre mesure de 4 car il possède 5 lui permettant de défendre sa thèse contre lui. Le procureur ne connaît, par contre, aucun argument pouvant venir à bout de 6. Ne pouvant trouver de quoi battre cet argument, et espérant que l'avocat n'a pas connaissance de celui-ci, le procureur décide alors de l'occulter afin d'assurer l'acceptabilité de sa thèse dans son système d'argumentation.

2.3 Arguments de la défense

Examinons maintenant les arguments de l'avocat de la défense qui cherche à empêcher l'acceptabilité de l'argument 1. Ainsi, l'avocat possède deux arguments attaquant directement 1 : 4 et 2. Si 2 n'est, à sa connaissance, pas attaqué, il n'en est pas de même pour 4. En effet, 4 est attaqué par 7 ; n'ayant rien à lui opposer, l'avocat préfère donc occulter 7 pour s'assurer que 1 sera rejeté, tout en espérant que le procureur ne l'énoncera pas.

3. Bien qu'au pluriel, les jurés sont une seule et même entité décisionnaire.

	Argument	Connu par
1	*M. X est coupable d'homicide volontaire avec préméditation sur la personne de M^{me} X, sa femme.*	P & A
2	*L'accusé a un alibi, sa secrétaire ayant juré sur l'honneur qu'elle l'avait vu à l'heure de crime.*	A
3	*La personnalité effacée et influençable de la secrétaire ne peut que mettre en doute la véracité de ses propos.*	P
4	*M. X, aime si fort sa femme, qu'il l'a demandée en mariage une deuxième fois. Or, un homme qui aime sa femme ne saurait en être le meurtrier.*	P & A
5	*M. X a été retrouvé avec beaucoup de sang appartenant à sa femme sur ses vêtements ; une personne dans cette situation est soit un meurtrier soit un idiot, or, M. X est loin d'être idiot puisqu'il est docteur ès sciences politiques.*	P
6	*L'accusé n'aurait eu aucun intérêt à tuer sa femme, puisqu'il n'était pas le bénéficiaire de l'énorme assurance vie contractée par celle-ci.*	P
7	*L'accusé est un homme connu pour être vénal et son "amour" pour une femme très riche ne pourrait être qu'appât du gain.*	A

Table 1 – *Arguments mis en jeu lors de l'audience au tribunal.*

2.4 Déroulement de l'audience

Maintenant que nous connaissons les argumentaires des deux orateurs, nous pouvons nous pencher sur les échanges entre ces derniers au cours de l'audience. Le tableau 2 montre le déroulement de l'audience.

Le **tour 0** constitue l'établissement du sujet du dialogue ; c'est une étape obligatoire fixant l'argument que le procureur et l'avocat vont tenter de faire, respectivement, accepter ou rejeter.

Les **tours 1 à 4** sont des échanges "normaux" d'arguments entre les orateurs, arguments servant aux jurés pour construire leur système d'argumentation.

Le **tour 5** introduit le procédé d'objection, *i.e.* l'action de s'opposer à un argument considéré comme illégal [4] et donné par la partie adverse. Ici,

4. Les critères d'illégalité des arguments font partie du protocole encadrant l'audience et sont sujet à changement selon le contexte ; on suppose néanmoins que les arguments fallacieux, sans rapport et obtenus par ouï-dire sont illégaux.

Tour	Joueur	Action
0	Procureur	1
1	Avocat	2
2	Procureur	3
3	Avocat	4
4	Procureur	5
5	Avocat	Objection
6	Juge	Retenue
7	Procureur	Fin
8	Avocat	Fin
9	Jurés	Délibération

Table 2 – *Tours successifs de l'audience au tribunal.*

l'avocat de la défense émet une objection concernant l'argument 5 car ce dernier constitue un *faux dilemme*[5].

La validité de l'objection est examinée lors du **tour 6** : le juge doit décider si l'argument présenté au tour 4 est illégal en s'aidant du protocole en vigueur lors de ce type d'audience. Le juge accède finalement à la requête de l'avocat en retenant l'objection, ce qui introduit le mécanisme de suppression. En effet, une objection indique que l'argument ciblé ne doit plus être pris en compte ni inscrit dans le procès-verbal. Si nous réduisions l'objection à l'apparition d'un nouvel argument attaquant l'argument illégal, certains mécanismes, tels que les préférences, pourraient faire en sorte que l'argument illégal reste accepté, nonobstant l'attaque qu'il subit. La suppression de l'argument illégal assure ainsi l'impossibilité de tenir compte de celui-ci. Ainsi, toujours lors du tour 6, les jurés procèdent à la suppression de l'argument incriminé au sein de leur système d'argumentation, et les deux orateurs occultent cet argument qui ne peut plus être utilisé.

Les **tours 7 à 9** clôturent l'audience : aucun des deux orateurs n'a de nouvel argument à présenter, ce qu'ils indiquent successivement par l'action *"Fin"*. S'en suit logiquement une délibération des jurés pour savoir si le sujet de l'audience (l'argument 1) est accepté ou non.

Le résultat de cette délibération sera donné dans la section suivante après quelques rappels et la formalisation de cet exemple.

5. Le *faux dilemme* consiste à présenter uniquement deux options à un problème alors qu'il en existe d'autres.

3 Cadre formel

Le travail présenté dans cet article se place dans le cadre formel proposé par Dung (1995).

Définition 1 (**Système d'argumentation**). *Un* système d'argumentation *est une paire* $\langle \mathbf{A}, \mathbf{R} \rangle$*, où* $\mathbf{A}$ *est un ensemble non vide fini d'arguments et* $\mathbf{R}$ *est une relation binaire sur* $\mathbf{A}$*, appelée* relation d'attaque*. Soit* $A, B \in \mathbf{A}$*,* $A\mathbf{R}B$ *signifie que* A *attaque* B*. Le graphe* $\mathcal{G}$ *représentera* $\langle \mathbf{A}, \mathbf{R} \rangle$*.*

Le calcul des ensembles acceptables d'arguments ("extensions") se fait à l'aide de sémantiques reposant essentiellement sur les notions suivantes :

Définition 2 (**Sans conflit, défense et admissibilité**). *Soit* $A \in \mathbf{A}$ *et* $S \subseteq \mathbf{A}$

- $\mathcal{S}$ *est sans conflit ssi*[6] *il n'existe pas* $A, B \in \mathcal{S}$ *tels que* $A\mathbf{R}B$*.*
- $\mathcal{S}$ *défend un argument* A *ssi* $\mathcal{S}$ *attaque tout argument attaquant* A*. L'ensemble des arguments défendus par* $\mathcal{S}$ *est noté* $\mathcal{F}(\mathcal{S})$ *;* $\mathcal{F}$ *est appelée la* fonction caractéristique *de* $\langle \mathbf{A}, \mathbf{R} \rangle$*.*
- $\mathcal{S}$ *est un ensemble* admissible *ssi il est à la fois sans conflit et qu'il défend tous ses éléments.*

Dans cet article, nous ne nous intéressons qu'aux sémantiques les plus classiques proposées par Dung (1995).

Définition 3 (**Sémantiques d'acceptabilité**). *Soit* $\mathcal{E} \subseteq \mathbf{A}$*.*

- $\mathcal{E}$ *est une* extension préférée *ssi* $\mathcal{E}$ *est un ensemble admissible maximal (par rapport à l'inclusion ensembliste* $\subseteq$*).*
- $\mathcal{E}$ *est l'unique* extension basique *ssi* $\mathcal{E}$ *est le plus petit point fixe (par rapport à* $\subseteq$*) de la fonction caractéristique* $\mathcal{F}$*.*
- $\mathcal{E}$ *est une* extension stable *ssi* $\mathcal{E}$ *est sans conflit et attaque tout argument n'appartenant pas à* $\mathcal{E}$*.*

Le statut d'un argument est fonction de sa présence dans les extensions de la sémantique choisie. Par exemple, un argument peut être "accepté" s'il apparaît dans toutes les extensions et "rejeté" s'il n'est dans aucune.

D'autre part, nous utilisons le cadre formel de Cayrol *et al.* (2010) pour définir la suppression d'un argument et de ses interactions :

6. si et seulement si

Définition 4 (**Suppression d'un argument**). *Soit* $\langle \mathbf{A}, \mathbf{R} \rangle$ *un système d'argumentation.* Supprimer un argument $Z \in \mathbf{A}$ *interagissant avec d'autres arguments est une opération de changement fournissant un nouveau système d'argumentation et définie par :*

$$\langle \mathbf{A}, \mathbf{R} \rangle \ominus_i^a Z = \langle \mathbf{A} \setminus \{Z\}, \mathbf{R} \setminus \mathcal{I}_z \rangle$$

où $\mathcal{I}_z$ *représente l'ensemble des interactions concernant* Z*, i.e. l'ensemble* $\{(Z,X)|(Z,X) \in \mathbf{R}\} \cup \{(X,Z)|(X,Z) \in \mathbf{R}\}$.

L'ensemble des extensions de $\langle \mathbf{A}, \mathbf{R} \rangle$ est noté $\mathbf{E}$ (avec $\mathcal{E}_1, \ldots, \mathcal{E}_n$ dénotant les extensions). Un changement crée un nouveau système d'argumentation $\langle \mathbf{A}', \mathbf{R}' \rangle$ représenté par un graphe $\mathcal{G}'$, dont l'ensemble des extensions est noté $\mathbf{E}'$ (avec $\mathcal{E}'_1, \ldots, \mathcal{E}'_n$ dénotant les extensions).

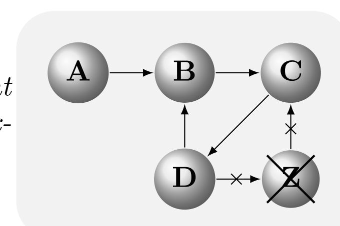
Une opération de changement a un impact sur la structure de l'ensemble des extensions et donc sur le statut d'arguments particuliers. Le lecteur pourra se reporter à Cayrol *et al.* (2010) pour une présentation de ces propriétés ainsi que leur analyse détaillée dans le cas de l'ajout d'un argument. Parmi toutes ces propriétés, on trouve par exemple le changement expansif indiquant que le nombre d'extensions reste le même, alors que toute extension de $\mathcal{G}'$ inclut strictement une extension de $\mathcal{G}$, et toute extension de $\mathcal{G}$ est strictement incluse dans une extension de $\mathcal{G}'$ [7].

Définition 5 (**Changement expansif**). *Le changement de* $\mathcal{G}$ *à* $\mathcal{G}'$ *est expansif*[8] *ssi*

- $\mathbf{E} \neq \varnothing$, $|\mathbf{E}| = |\mathbf{E}'|$,
- $\forall \mathcal{E}'_j \in \mathbf{E}', \exists \mathcal{E}_i \in \mathbf{E}, \mathcal{E}_i \subset \mathcal{E}'_j$ *et*
- $\forall \mathcal{E}_i \in \mathbf{E}, \exists \mathcal{E}'_j \in \mathbf{E}', \mathcal{E}_i \subset \mathcal{E}'_j$.

Exemple 1.

Sous la sémantique préférée, le changement $\ominus_i^a$ *avec* Z *et* $\mathcal{I}_z = \{(Z,C),(D,Z)\}$ *est expansif car* $\mathbf{E} = \{\{A\}\}$ *et* $\mathbf{E}' = \{\{A,C\}\}$



Dans ce travail, nous introduisons une propriété duale de la précédente, le changement limitatif, où le nombre d'extensions reste le même tandis que toute extension de $\mathcal{G}'$ est strictement incluse dans une extension de $\mathcal{G}$ et toute extension de $\mathcal{G}$ inclut strictement une extension de $\mathcal{G}'$.

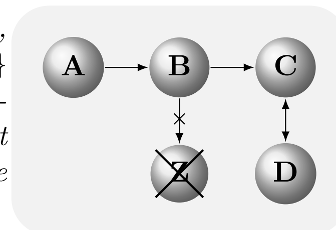
7. La notation $\subset$ symbolisera l'inclusion stricte ensembliste.
8. Nous donnons ici une variante plus restrictive de la définition proposée par Cayrol *et al.* (2010).

Définition 6 (**Changement limitatif**). *Le changement de $\mathcal{G}$ à $\mathcal{G}'$ est limitatif ssi*

- $\mathbf{E} \neq \varnothing$, $|\mathbf{E}| = |\mathbf{E}'|$,
- $\forall \mathcal{E}'_j \in \mathbf{E}', \exists \mathcal{E}_i \in \mathbf{E}, \mathcal{E}'_j \subset \mathcal{E}_i$ *et*
- $\forall \mathcal{E}_i \in \mathbf{E}, \exists \mathcal{E}'_j \in \mathbf{E}', \mathcal{E}'_j \subset \mathcal{E}_i$.

Exemple 2.

Sous les sémantiques préférée, basique et stable, le changement $\ominus_i^a$ avec Z et $\mathcal{I}_z = \{(B, Z)\}$ est limitatif car pour les sémantiques préférée et stable $\mathbf{E} = \{\{A, C, Z\}, \{A, D, Z\}\}$ et $\mathbf{E}' = \{\{A, C\}, \{A, D\}\}$, et pour la sémantique basique $\mathbf{E} = \{\{A, C, Z\}\}$ et $\mathbf{E}' = \{\{A, C\}\}$



Application à l'exemple illustratif

Les définitions précédentes nous permettent de modéliser notre exemple. Ainsi, les systèmes d'argumentation du procureur et de l'avocat au début de l'audience sont représentés au tour 0 de la table 3. Quelle que soit la sémantique choisie parmi celles de Dung, le système du procureur (resp. de l'avocat) admet l'unique extension $\mathcal{E} = \{1, 3, 5\}$ (resp. $\mathcal{E} = \{2, 4\}$).

Notons qu'au début de l'audience, certaines attaques entre arguments peuvent n'apparaître sur aucun des systèmes d'argumentation des orateurs ; ici, par exemple, l'attaque de 3 vers 2, observable dès le tour 1 de la table 3, n'est présente ni chez le procureur, ni chez l'avocat au tour 0. Néanmoins, à chaque tour, ces derniers mettent à jour leur système d'argumentation lorsqu'ils rencontrent un argument qu'ils ne connaissaient pas (les jurés, ne connaissant au départ aucun des arguments, procèdent de même). La table 3 montre l'évolution des différents systèmes d'argumentation tout au long de l'audience.

Lors de la délibération, les jurés doivent statuer sur le sujet de l'audience, *i.e.* l'argument 1. Pour cela, ils se penchent sur son statut (accepté ou rejeté) en calculant la (ou les) extension(s) de leur système d'argumentation en tenant compte de la sémantique choisie. Quelle que soit la sémantique adoptée par les jurés parmi celles de Dung, leur système d'argumentation ne possède qu'une seule et unique extension $\mathcal{E} = \{3, 4\}$. L'accusé peut donc être jugé non coupable par les jurés puisque 1 n'appartient pas à l'extension.

Notons ici que la suppression de 5, sur lequel a porté l'objection, a une influence sur l'acceptabilité de 1. En effet, si l'objection avait été rejetée, 5 aurait pu défendre 1 et assurer sa présence dans l'extension, permettant à l'accusé d'être reconnu coupable. D'autre part, on peut constater que l'avocat a bien fait d'occulter 7 car cela a permis de sauver son client.

4 Premiers pas vers une décision de suppression

Dans cette section, nous étudions quelques propriétés caractérisant l'opération de suppression. Ainsi, un utilisateur pourra décider en connaissance de cause dans quelle situation et de quelle façon faire une suppression selon ses objectifs (preuves dans Bisquert *et al.* (2011)).

4.1 Quelques propriétés concernant la "monotonie"

Dans le cadre du changement en argumentation, la "monotonie" évoque la conservation des extensions. Cayrol *et al.* (2010) en donne la définition précise suivante : le changement de $\mathcal{G}$ à $\mathcal{G}'$ satisfait la monotonie ssi toute extension de $\mathcal{G}$ est incluse dans au moins une extension de $\mathcal{G}'$.

Proposition 1 (Conditions suffisantes de monotonie/non monotonie)**.** *Dans le cadre d'une suppression d'un argument Z en sémantique préférée, stable ou basique,*

- *si $\exists \mathcal{E}_i \in \mathbf{E}$ telle que $Z \in \mathcal{E}_i$ alors $\exists \mathcal{E}_j \in \mathbf{E}$ telle que $\forall \mathcal{E}' \in \mathbf{E}'$ $\mathcal{E}_j \not\subset \mathcal{E}'$.*
- *si $\nexists \mathcal{E}_i \in \mathbf{E}$ telle que $Z \in \mathcal{E}_i$ alors $\forall \mathcal{E}_j \in \mathbf{E}$ $\exists \mathcal{E}' \in \mathbf{E}'$ telle que $\mathcal{E}_j \subseteq \mathcal{E}'$.*

Dans le cadre de la suppression, nous considérons aussi une monotonie *"faible"*, permettant, à la manière de Boella *et al.* (2009a), de conserver une extension sans tenir compte de l'argument supprimé :

Proposition 2. *Dans le cadre d'une suppression d'un argument Z, si Z n'attaque aucun argument, alors*

- *$\forall \mathcal{E}$ extension préférée de $\mathcal{G}$, $\mathcal{E} \setminus \{Z\}$ est admissible dans $\mathcal{G}'$ et donc $\exists \mathcal{E}'$ extension préférée de $\mathcal{G}'$ telle que $\mathcal{E} \setminus \{Z\} \subseteq \mathcal{E}'$.*
- *$\forall \mathcal{E}$ extension stable de $\mathcal{G}$, $\mathcal{E} \setminus \{Z\}$ est une extension stable de $\mathcal{G}'$.*

Proposition 3. *Dans le cadre d'une suppression d'un argument Z en sémantique préférée, stable ou basique, si Z n'attaque aucun argument de $\mathcal{G}$, alors $\forall \mathcal{E}$ extension de $\mathcal{G}$ telle que $Z \notin \mathcal{E}$, $\mathcal{E}$ est une extension de $\mathcal{G}'$.*

4.2 Quelques propriétés du changement expansif

L'intérêt du changement expansif est d'augmenter la taille des extensions et ainsi d'obtenir un plus grand nombre d'arguments dans les extensions. Les propriétés suivantes permettent de caractériser une suppression expansive.

Proposition 4. *Il est impossible d'avoir un changement expansif* $\ominus_i^a$ *dans le cadre de la sémantique stable.*

Proposition 5. *Dans le cadre d'une suppression d'un argument* Z *en sémantique préférée ou basique, si ce changement est expansif, alors*

- Z *n'appartient à aucune extension de* $\mathcal{G}$*,*
- Z *attaque au moins un élément de* $\mathcal{G}$*.*

4.3 Quelques propriétés du changement limitatif

De façon duale au changement expansif, le changement limitatif restreint la taille des extensions. Ceci peut être souhaitable lorsque l'on désire réduire les possibilités d'argumentation d'un adversaire. Ainsi, nous nous intéressons à la caractérisation de la suppression limitative.

Proposition 6. *Dans le cadre d'une suppression d'un argument* Z *en sémantique préférée, stable ou basique, si le changement est limitatif, alors il existe une extension* $\mathcal{E}$ *de* $\mathcal{G}$ *telle que* $Z \in \mathcal{E}$*.*

5 Discussion et conclusion

Dans cet article, nous avons étudié un changement particulier en argumentation : la suppression d'un argument et de ses interactions. Nous avons tout d'abord proposé un exemple provenant du monde juridique pour présenter la suppression et en montrer au moins deux utilisations distinctes, *rejet par objection* et *occultation*. Après avoir rappelé les bases théoriques de l'argumentation, nous avons modélisé notre exemple en montrant l'impact de ces suppressions. Puis nous avons étudié quelques propriétés de l'opération de suppression.

Bien que la suppression d'un argument soit peu abordée, nous pouvons citer au moins trois travaux s'y intéressant.
Ainsi, dans Boella *et al.* (2009a), la suppression d'arguments et d'attaques (appelée “abstraction”) a été étudiée sous une forme un peu particulière puisque les auteurs s'intéressent aux cas où il n'existe qu'une extension unique que l'on cherche à conserver à l'identique suite à une suppression [9]. Les différents résultats donnés par Boella *et al.* (2009a) permettent de caractériser en fonction des sémantiques utilisées (en général la sémantique ba-

9. Cette “conservation de l'extension” conservera tous les arguments à l'exception de l'argument supprimé.

sique) certains ensembles spécifiques d'attaques à supprimer afin de respecter cette conservation d'extension. Ce travail donne aussi une caractérisation des interactions liant un argument au système d'argumentation permettant là aussi de respecter cette propriété de conservation lors de la suppression de cet argument. Cela pourrait nous offrir des pistes intéressantes pour enrichir notre travail lors de l'étude des propriétés définies dans Cayrol *et al.* (2010) appliquées à la suppression.

Baumann & Brewka (2010) traite de la question de l'"enforcement", ou comment modifier un système d'argumentation de manière à garantir qu'un ensemble donné d'arguments soit contenu dans une extension. Les modifications considérées sont l'ajout d'arguments (et des interactions associées) et le changement de sémantique. Des résultats d'impossibilité et des résultats concernant la monotonie sont proposés. Les auteurs soulignent que la suppression d'argument présente peu d'intérêt pour le problème considéré, puisqu'il suffirait de supprimer tous les arguments autres que ceux que l'on veut garantir. En revanche, si l'on considère un critère de changement minimal, il nous paraît intéressant de chercher les ensembles minimaux d'arguments à supprimer de manière à garantir un ensemble donné d'arguments. C'est une des perspectives de notre travail.

Notons enfin que Cayrol *et al.* (2010), bien que s'intéressant plus à l'addition d'un argument, donne aussi des exemples de suppression illustrant diverses propriétés du changement.

De nombreux points de notre travail sont à préciser et à améliorer. Voici quelques-unes des futures orientations de nos recherches :

- De nombreuses propriétés sont à découvrir et approfondir ; nous prévoyons donc d'étudier plus avant la suppression en elle-même.
- Intuitivement, il semble qu'un argument objecté, et donc supprimé, fait néanmoins son effet sur l'auditoire ; des jurés ne peuvent instantanément sortir cet argument de leur esprit et risquent d'en être influencés. On pourrait donc étudier l'impact que peut avoir un tel argument sur les préférences, ou les valeurs, des jurés, ce qui traduirait cette influence.
- Le changement limitatif semble être une propriété duale du changement expansif. Cette notion de *dualité* entre opérations et changements paraît intéressante à approfondir.

Références

Amgoud L. & Cayrol C. (2002). Inferring from inconsistency in preference-based argumentation frameworks. *International Journal of Automated Reasoning*, **29**(2), 125–169.

Amgoud L. & Dupin de Saint Cyr F. (2009). Extracting the core of a persuasion dialog to evaluate its quality. In *Proc. of ECSQARU*, volume LNAI 5590, p. 59–70 : Springer-Verlag.

Amgoud L., Maudet N. & Parsons S. (2000). Modelling dialogues using argumentation. In *Proc. of ICMAS*, p. 31–38.

Baumann R. & Brewka G. (2010). Expanding argumentation frameworks : Enforcing and monotonicity results. In *Proc. of COMMA*, p. 75–86 : IOS Press.

Bisquert P., Cayrol C., Dupin de Saint Cyr F. & Lagasquie-Schiex M.-C. (2011). *Changement dans un système d'argumentation : suppression d'un argument*. Rapport interne, IRIT, UPS, Toulouse, France. ftp ://ftp.irit.fr/pub/IRIT/ADRIA/report_rjcia.pdf.

Boella G., Kaci S. & van der Torre L. (2009a). Dynamics in argumentation with single extensions : Abstraction principles and the grounded extension. In *Proc. of ECSQARU (LNAI 5590)*, p. 107–118.

Boella G., Kaci S. & van der Torre L. (2009b). Dynamics in argumentation with single extensions : Attack refinement and the grounded extension. In *Proc. of AAMAS*, p. 1213–1214.

Brewka G. (2001). Dynamic argument systems : A formal model of argumentation processes based on situation calculus. *Journal of Logic and Computation*, **11**(2), 257–282.

Cayrol C., Dupin de Saint Cyr F. & Lagasquie-Schiex M.-C. (2010). Change in Abstract Argumentation Frameworks : Adding an Argument. *Journal of Artificial Intelligence Research*, **38**, 49–84.

Dung P. M. (1995). On the acceptability of arguments and its fundamental role in nonmonotonic reasoning, logic programming and n-person games. *Artificial Intelligence*, **77**(2), 321–358.

Moguillansky M. O., Rotstein N. D., Falappa M. A., García A. J. & Simari G. R. (2010). Argument theory change through defeater activation. In *Proc. of COMMA 2010*, p. 359–366 : IOS Press.

A Démonstrations

Démonstration de la proposition 1.

- Pour le premier point, quelle que soit la sémantique, s'il existe une extension $\mathcal{E} \in \mathbf{E}$ telle que $Z \in \mathcal{E}$ alors $\forall \mathcal{E}' \in \mathbf{E}'$, $\mathcal{E} \not\subseteq \mathcal{E}'$ car, du fait de la suppression, Z n'appartient à aucune des extensions de $\mathcal{G}'$.
- Pour le second point, nous avons aussi les trois sémantiques à traiter :
  - **Sémantique préférée** :
    Supposons que Z n'appartienne à aucune extension de $\mathcal{G}$. Il suffit de montrer que toute extension $\mathcal{E}$ de $\mathcal{G}$ est admissible dans $\mathcal{G}'$. Soit $\mathcal{E} \in \mathbf{E}$:
    - $\mathcal{E}$ est sans conflit dans $\mathcal{G}$ et donc toujours sans conflit dans $\mathcal{G}'$.
    - Montrons que $\mathcal{E}$ défend ses éléments dans $\mathcal{G}'$.
      Si $X \in \mathcal{E}$ tel que X est attaqué par Y dans $\mathcal{G}'$, alors X est également attaqué par Y dans $\mathcal{G}$, or $X \in \mathcal{E}$, donc il est défendu par un argument T qui attaque Y dans $\mathcal{G}$. Comme par hypothèse $Z \notin \mathcal{E}$, on sait que $T \neq Z$, donc $T \in A'$ et donc T attaque aussi Y dans $\mathcal{G}'$. Ainsi, $\mathcal{E}$ défend X dans $\mathcal{G}'$.

    $\mathcal{E}$ est donc admissible. En conclusion, puisque $\mathcal{E}$ est admissible dans $\mathcal{G}'$, elle est incluse dans une des extensions préférées de $\mathcal{G}'$.

  - **Sémantique stable** :
    Supposons que Z n'appartienne à aucune extension de $\mathcal{G}$. Il suffit de montrer que toute extension stable $\mathcal{E}$ de $\mathcal{G}$ est aussi une extension stable dans $\mathcal{G}'$. Soit $\mathcal{E} \in \mathbf{E}$:
    - $\mathcal{E}$ est sans conflit dans $\mathcal{G}$ et donc toujours sans conflit dans $\mathcal{G}'$.
    - Si $Y \in A'$ et $Y \notin \mathcal{E}$, alors $Y \in A$ et $Y \notin \mathcal{E}$
      Comme l'extension $\mathcal{E}$ est stable dans $\mathcal{G}$, $\mathcal{E}$ attaque Y dans $\mathcal{G}$. Donc, il existe $T \in \mathcal{E}$ tel que T attaque Y. Comme par hypothèse, $Z \notin \mathcal{E}$, on sait que $Z \neq T$ et donc T attaque Y dans $\mathcal{G}'$.

    $\mathcal{E}$ est donc stable dans $\mathcal{G}'$, donc $\mathcal{E} \in \mathbf{E}'$ et est ainsi trivialement incluse dans une extension stable de $\mathcal{G}'$.

  - **Sémantique basique** :
    Cas où $\mathbf{E} = \{\{\}\}$: Procédons de façon analogue à la sémantique préférée : on sait que $\mathbf{E}'$ est non vide (puisque nous sommes dans le cadre de la sémantique basique). Donc il existe $\mathcal{E}' \in \mathbf{E}'$. Comme $\mathcal{E} = \varnothing \subseteq \mathcal{E}'$, la proposition est vraie.

    Cas où $\mathbf{E} \neq \{\{\}\}$: Supposons que Z n'appartienne pas à l'extension basique de $\mathcal{G}$. Il suffit de montrer que l'extension $\mathcal{E}$ de $\mathcal{G}$ est incluse dans l'extension basique $\mathcal{E}'$ de $\mathcal{G}'$.

Nous savons, grâce à la définition 1, que la relation binaire $\mathbf{R}$ est finie. Or, d'après Dung (1995), si $\mathbf{R}$ est finie, alors $\mathcal{E} = \bigcup_{i\geq 1} \mathcal{F}^i(\varnothing)$ et $\mathcal{E}' = \bigcup_{i\geq 1} \mathcal{F}'^i(\varnothing)$. Prouvons par induction sur $i \geq 1$ que $\mathcal{F}^i(\varnothing) \subseteq \mathcal{F}'^i(\varnothing)$.

- ○ $i = 1$: pour tout argument Y, si $Y \in \mathcal{F}(\varnothing)$ alors Y n'est pas attaqué dans $\mathcal{G}$. La suppression de Z ne changeant rien à cela, Y n'est donc pas attaqué dans $\mathcal{G}'$, et donc $Y \in \mathcal{F}'(\varnothing)$.
- ○ Hypothèse d'induction (pour $1 \leq i \leq p, \mathcal{F}^i(\varnothing) \subseteq \mathcal{F}'^i(\varnothing)$) : soit $\mathcal{S} = \mathcal{F}^p(\varnothing)$ et $\mathcal{S}' = \mathcal{F}'^p(\varnothing)$. Tout d'abord, prouvons que $\mathcal{F}(\mathcal{S}) \subseteq \mathcal{F}'(\mathcal{S})$. Soit $Y \in \mathcal{F}(\mathcal{S})$. Par définition, $\mathcal{F}(\mathcal{S}) \subseteq \mathcal{E}$, donc $Y \in \mathcal{E}$. Si Y est attaqué par X dans $\mathcal{G}'$, alors Y est attaqué par X dans $\mathcal{G}$. Mais puisque $Y \in \mathcal{F}(\mathcal{S})$, $\mathcal{S}$ défend Y, donc $\exists T \in \mathcal{S}$ tel que T attaque X dans $\mathcal{G}$.
  Par hypothèse, $Z \notin \mathcal{E}$, donc $Z \notin \mathcal{S}$, donc $T \neq Z$ et donc $T \in \mathbf{A}'$. Ainsi, $\mathcal{S}$ défend Y dans $\mathcal{G}'$. Donc $Y \in \mathcal{F}'(\mathcal{S})$.
  Nous venons de montrer que $\mathcal{F}(\mathcal{S}) \subseteq \mathcal{F}'(\mathcal{S})$ et nous avons aussi, par l'hypothèse d'induction, $\mathcal{S} \subseteq \mathcal{S}'$. Sachant que, par définition, $\mathcal{F}'$ est monotone, nous avons $\mathcal{F}(\mathcal{S}) = \mathcal{F}^{p+1}(\varnothing) \subseteq \mathcal{F}'(\mathcal{S}) \subseteq \mathcal{F}'(\mathcal{S}') = \mathcal{F}'^{p+1}(\varnothing)$. Donc, $\mathcal{E} \subseteq \mathcal{E}'$.

$\square$

Démonstration de la proposition 2.

- *Sémantique préférée* : raisonnons par l'absurde pour prouver que $\mathcal{E} \setminus \{Z\}$ est admissible dans $\mathcal{G}'$. Supposons que $\mathcal{E} \setminus \{Z\}$ n'est pas admissible dans $\mathcal{G}'$. $\mathcal{E}$ étant une extension de $\mathcal{G}$, il ne peut y avoir de conflit dans $\mathcal{E} \setminus \{Z\}$, donc il existe un argument $Y \in \mathcal{E} \setminus \{Z\}$ tel que Y n'est pas défendu par $\mathcal{E} \setminus \{Z\}$ dans $\mathcal{G}'$. Donc il existe un argument $T \in \mathcal{G}'$ tel que T attaque Y dans $\mathcal{G}'$. Étant dans le cadre de la suppression de Z, Z ne peut être ni Y, ni T, donc T attaque également Y dans $\mathcal{G}$. Par ailleurs, Y ne peut être défendu par Z dans $\mathcal{G}$ puisque ce dernier n'attaque aucun argument, donc Y n'est pas défendu par $\mathcal{E} \setminus \{Z\}$ dans $\mathcal{G}$, et donc $\mathcal{E} \setminus \{Z\}$ n'est pas admissible dans $\mathcal{G}$, ce qui contredit notre hypothèse de départ. Ainsi, $\mathcal{E} \setminus \{Z\}$ est admissible dans $\mathcal{G}'$ et est donc contenu dans une extension préférée de $\mathcal{G}'$.
- *Sémantique stable* : soit un argument Y tel que $Y \notin \mathcal{E} \setminus \{Z\}$, et $Y \in \mathcal{G}'$. Alors, $Y \neq Z$ et donc $Y \notin \mathcal{E}$. Or, $\mathcal{E}$ est une extension stable de $\mathcal{G}$, donc

$\mathcal{E}$ attaque Y dans $\mathcal{G}$. Comme Z n'attaque aucun argument, $\mathcal{E} \setminus \{Z\}$ attaque également Y dans $\mathcal{G}$. Or, étant dans le cadre de la suppression de Z, $\mathcal{E} \setminus \{Z\}$ attaque aussi Y dans $\mathcal{G}'$ et donc $\mathcal{E} \setminus \{Z\}$ est stable dans $\mathcal{G}'$.

□

Lemme 1. *Dans le cadre de la suppression d'un argument Z en sémantique préférée, si Z n'attaque aucun argument, toute extension de $\mathcal{G}'$ est admissible dans $\mathcal{G}$.*

Démonstration du lemme 1. Soit $\mathcal{E}'$ une extension préférée de $\mathcal{G}'$. $\mathcal{E}'$ est sans conflit dans $\mathcal{G}'$ et donc dans $\mathcal{G}$ également. Si un argument $Y \in \mathcal{E}'$ est attaqué dans $\mathcal{G}$ par un autre argument X, alors $X \neq Z$ et $X \in \mathcal{G}'$, donc Y est aussi attaqué par X dans $\mathcal{G}'$. $\mathcal{E}'$ est une extension préférée de $\mathcal{G}'$ qui contient Y, donc $\mathcal{E}'$ attaque X dans $\mathcal{G}'$ et donc dans $\mathcal{G}$. □

Démonstration de la proposition 3.

- *Sémantique préférée* : soit $\mathcal{E}$ une extension préférée de $\mathcal{G}$. D'après la proposition 2, il existe une extension $\mathcal{E}'$ de $\mathcal{G}'$ telle que $\mathcal{E} \setminus \{Z\} \subseteq \mathcal{E}'$. Or, $Z \notin \mathcal{E}$, donc $\mathcal{E} = \mathcal{E} \setminus \{Z\} \subseteq \mathcal{E}'$. Par ailleurs, d'après le lemme 1, puisque Z n'attaque aucun argument, toute extension de $\mathcal{G}'$ est admissible dans $\mathcal{G}$, donc il existe une extension $\mathcal{E}_i$ de $\mathcal{G}$ telle que $\mathcal{E}' \subseteq \mathcal{E}_i$. Donc $\mathcal{E} \subseteq \mathcal{E}' \subseteq \mathcal{E}_i$. Or, $\mathcal{E}$ est un ensemble admissible maximal pour l'inclusion dans $\mathcal{G}$. Donc $\mathcal{E} = \mathcal{E}' = \mathcal{E}_i$. Ainsi, $\mathcal{E}$ est une extension de $\mathcal{G}'$.
- *Sémantique stable* : découle directement de la proposition 2 et du fait que $\mathcal{E} \setminus \{Z\} = \mathcal{E}$.
- *Sémantique basique* : soit l'unique extension basique $\mathcal{E}$ de $\mathcal{G}$ et un argument $Z \in \mathcal{G}$ tel que $Z \notin \mathcal{E}$. D'après la proposition 1, on a $\mathcal{E} \subseteq \mathcal{E}'$, où $\mathcal{E}'$ est l'extension basique de $\mathcal{G}'$.

  Il reste à montrer que $\mathcal{E}' \subseteq \mathcal{E}$. Pour cela, nous montrons que $\mathcal{E}$ est point fixe de $\mathcal{F}'$ et comme $\mathcal{E}'$ est le plus petit, nous aurons $\mathcal{E}' \subseteq \mathcal{E}$. Montrons donc que $\mathcal{F}'(\mathcal{E}) = \mathcal{E}$.
  - D'abord, prouvons que $\mathcal{F}'(\mathcal{E}) \subseteq \mathcal{E}$. Soit $Y \in \mathcal{F}'(\mathcal{E})$, alors $Y \neq Z$ et $\mathcal{E}$ défend Y dans $\mathcal{G}'$. Puisque Z n'attaque aucun argument, les seuls attaquants de Y dans $\mathcal{G}$ sont ceux de $\mathcal{G}'$, donc $\mathcal{E}$ défend Y dans $\mathcal{G}$ et $Y \in \mathcal{F}(\mathcal{E}) = \mathcal{E}$.
  - Réciproquement, montrons maintenant que $\mathcal{E} \subseteq \mathcal{F}'(\mathcal{E})$. Soit $Y \in \mathcal{E} = \mathcal{F}(\mathcal{E})$, alors $\mathcal{E}$ défend Y dans $\mathcal{G}$. On sait que $Z \notin \mathcal{E}$ donc $Y \neq Z$. Puisque Z n'attaque aucun argument, $\mathcal{E}$ défend Y dans $\mathcal{G}'$ donc $Y \in \mathcal{F}'(\mathcal{E})$.

Donc $\mathcal{E} = \mathcal{F}'(\mathcal{E})$ et on a $\mathcal{E}' \subseteq \mathcal{E}$. En conclusion, $\mathcal{E}$ est une extension de $\mathcal{G}'$.

$\square$

Démonstration de la proposition 4. Raisonnons par l'absurde : supposons qu'il existe une suppression expansive. On suppose donc que $\mathbf{E} \neq \varnothing$, $|\mathbf{E}| = |\mathbf{E}'|$, et pour toute extension $\mathcal{E}'$ de $\mathcal{G}'$, il existe une extension $\mathcal{E}$ de $\mathcal{G}$ telle que $\mathcal{E} \subset \mathcal{E}'$. Intéressons-nous à une extension quelconque de $\mathcal{G}'$ que nous nommons $\mathcal{E}'_j$; il existe donc une extension $\mathcal{E}_i$ de $\mathcal{G}$ telle que $\mathcal{E}_i \subset \mathcal{E}'_j$. Donc il existe un argument $Y \in \mathcal{E}'_j$ tel que $Y \notin \mathcal{E}_i$. Notons que $Y \in \mathcal{G}$ puisque nous sommes dans le cadre de la suppression d'un argument. $\mathcal{E}_i$ étant stable dans $\mathcal{G}$, il existe un argument $T \in \mathcal{E}_i$ tel que T attaque Y dans $\mathcal{G}$. Or, $\mathcal{E}_i \subset \mathcal{E}'_j$, donc $T \in \mathcal{E}'_j$, et, par hypothèse, $Y \in \mathcal{E}'_j$. Donc T attaque Y dans $\mathcal{G}'$ et donc $\mathcal{E}'_j$ n'est pas sans conflit, ce qui contredit notre hypothèse de départ. $\square$

Démonstration de la proposition 5.

- Le premier point découle directement de la définition du changement expansif et de la proposition 1, que ce soit pour la sémantique préférée ou la sémantique basique.
- Pour ce point, nous avons deux sémantiques à traiter :
  - *Sémantique préférée* : raisonnons par l'absurde, supposons qu'il existe un changement expansif et que Z n'attaque aucun argument de $\mathcal{G}$. On suppose donc que $\mathbf{E} \neq \varnothing$, $|\mathbf{E}| = |\mathbf{E}'|$ et pour toute extension $\mathcal{E}'$ de $\mathcal{G}'$, il existe une extension $\mathcal{E}$ de $\mathcal{G}$ telle que $\mathcal{E} \subset \mathcal{E}'$. Par le premier point de la proposition 5, nous savons que Z n'appartient à aucune extension de $\mathcal{G}$. Si Z n'attaque aucun argument de $\mathcal{G}$, alors $\forall \mathcal{E} \in \mathbf{E},\ \mathcal{E} \backslash \{Z\} = \mathcal{E}$ et, d'après la proposition 2, $\mathcal{E}$ est un ensemble admissible dans $\mathcal{G}'$. Donc, $\mathcal{E} \subseteq \mathcal{E}'$, où $\mathcal{E}'$ est un ensemble admissible maximal de $\mathcal{G}'$. Or, d'après le lemme 1, puisque Z n'attaque rien, $\mathcal{E}'$ est aussi un ensemble admissible dans $\mathcal{G}$, donc $\mathcal{E}' \subseteq \mathcal{E}$ et donc $\mathcal{E} = \mathcal{E}'$, ce qui contredit notre hypothèse de départ.
  - *Sémantique basique* : raisonnons par l'absurde, supposons qu'il existe un changement expansif et que Z n'attaque aucun argument de $\mathcal{G}$. D'après le point 1 de la proposition 5, Z n'appartient pas à l'extension basique de $\mathcal{G}$ et, par la proposition 3, on a alors $\mathcal{E} = \mathcal{E}'$, où $\mathcal{E}'$ est l'extension basique de $\mathcal{G}'$, ce qui contredit le changement expansif.

$\square$

Démonstration de la proposition 6.

- *Sémantique basique* : raisonnons par l'absurde, supposons que Z n'appartienne à aucune extension de $\mathcal{G}$. D'après la proposition 1, nous avons $\mathcal{E} \subseteq \mathcal{E}'$, où $\mathcal{E}$ (resp. $\mathcal{E}'$) est l'unique extension basique de $\mathcal{G}$ (resp. $\mathcal{G}'$), ce qui est contradictoire avec la définition du changement limitatif.
- *Sémantique préférée et stable* : raisonnons par l'absurde, supposons que Z n'appartienne à aucune extension de $\mathcal{G}$. D'après la proposition 1, $\forall \mathcal{E} \in \mathbf{E}$, $\exists \mathcal{E}' \in \mathbf{E}'$, $\mathcal{E} \subseteq \mathcal{E}'$. Or, le changement étant limitatif, $\mathbf{E} \neq \varnothing$ et $\mathbf{E}' \neq \varnothing$. Soit une extension $\mathcal{E}_i \in \mathbf{E}$, il existe donc une extension $\mathcal{E}'_j \in \mathbf{E}'$ telle que $\mathcal{E}_i \subseteq \mathcal{E}'_j$. Par ailleurs, toujours d'après la définition du changement limitatif, il existe une extension $\mathcal{E}_k \in \mathbf{E}$ telle que $\mathcal{E}'_j \subset \mathcal{E}_k$. On a donc $\mathcal{E}_i \subset \mathcal{E}_k$.
  - (*Sémantique préférée*) Donc $\mathcal{E}_i$ n'est pas un ensemble admissible maximal et, par là même, n'est pas une extension de $\mathcal{G}$, ce qui contredit notre hypothèse.
  - (*Sémantique stable*) Chaque extension stable étant également préférée, ceci est également impossible en sémantique stable.

$\square$

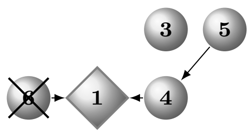
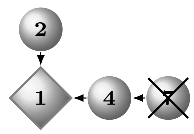
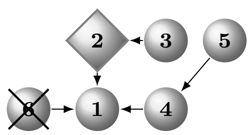
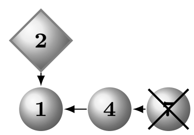
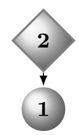
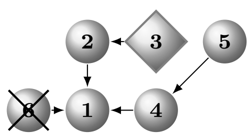
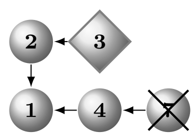
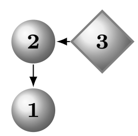
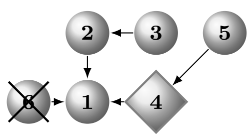
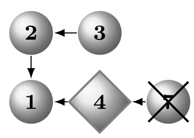
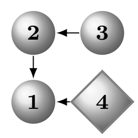
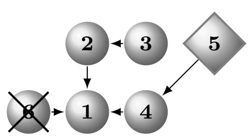
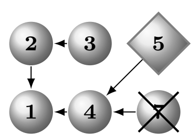
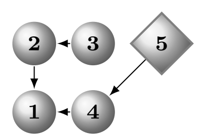
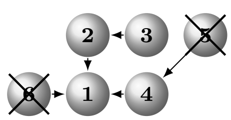
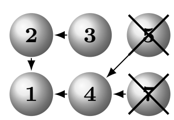
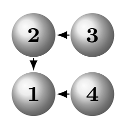
Tour	Procureur	Avocat	Jurés
0 (P)			
1 (A)			
2 (P)			
3 (A)			
4 – 5 (P,Obj)			
6 – 9 (Ret,Fin)			

Table 3 – *Évolution des systèmes d'argumentation au fil de l'audience (les arguments présentés lors du tour courant sont représentés par un losange).*