

Décidabilité de la rationalité pour les WSTS

Lucas BUERI

Stage M2 - 2021

1 Introduction

Context les VASS et les réseaux de Petri sont difficiles à analyser car de nombreux problèmes sont indécidables (comme l'inclusion des ensembles d'accessibilité ou l'inclusion des langages de deux VASS) et les problèmes décidables ont souvent une complexité élevée. Par exemple, l'accessibilité d'un état de contrôle (et de nombreux problèmes de model checking qui s'y réduisent) est EXPSPACE-complet tandis que l'accessibilité d'une configuration est Ackermann-complete [7, 6].

Savoir si le langage d'un VASS est rationnel est important car dans ce cas, on peut effectivement construire un automate fini équivalent (la taille de celui-ci peut atteindre Ackermann [9]) et en conséquence, certains problèmes indécidables pour les VASS deviennent décidables pour les VASS rationnels (comme l'inclusion des langages de deux VASS étiquetés sur un même alphabet) et des problèmes décidables comme la couverture et l'accessibilité ont une complexité moindre qui est XXX **en fait je n'en sais rien** :). La rationalité du langage d'un VASS avec configurations finales, étiqueté même sans le mot vide, ainsi que l'universalité sont indécidables [4]. On considérera donc seulement les langages de traces (toutes les configurations sont finales) de VASS étiquetés injectivement et on dira qu'un VASS est rationnel quand son langage de traces est rationnel.

On sait depuis 1977, par deux énoncés différents, de Yoeli et Ginzbourg [4] et de Valk et Vidal-Naquet [11, 4] que le problème de la rationalité du langage des traces d'un VASS étiqueté de façon injective est décidable [4, 9]. Yoeli et Ginzbourg réduisent la rationalité d'un VAS S au fait qu'un nombre fini de VAS, construits à partir de $Clover(S)$, sont bornés (Théorème 2, [4]). Malheureusement, la preuve du (Théorème 2, [4]) est techniquement fautive même si elle contient les idées nécessaires mais les auteurs n'ont pas considéré la bonne relation d'équivalence utilisée dans leur preuve. Valk et Vidal-Naquet ont montré (Théorème 5, [9]) qu'un réseau de Petri S n'est pas rationnel s'il existe un circuit élémentaire, étiqueté par une séquence à effet strictement négatif sur au moins une coordonnée contenant un ω , dans le graphe de Karp-Miller de S . Cet énoncé demande la construction du graphe de Karp-Miller mais nous verrons qu'on peut raisonner seulement sur Clover qui peut être beaucoup plus petit que le graphe de Karp-Miller. On sait aussi, par deux preuves différentes de Blockelet et Schmitz [1], et de Demri [2], que la complexité de la rationalité est EXPSPACE-complet.

Un autre problème de rationalité a été étudié dans [9], à savoir de décider si un VASS est rationnel pour *toute* configuration initiale (problème de la *rationalité structurelle*). Il est énoncé décidable ([9], Théorème 6) mais la preuve est incomplète puisque la partie non triviale est seulement évoquée informellement. De plus, la complexité du problème de la rationalité structurelle semble n'avoir jamais été étudiée. **il n'est pas évident que l'algorithme implicite demande de décider l'accessibilité car il s'agit de prouver l'existence d'une séquence de marquages accessibles mais pas de prouver l'accessibilité de deux marquages donnés.**

Contribution

- On corrige la preuve du résultat de Yoeli et Ginzbourg [4] que nous utiliserons pour prouver la décidabilité du problème de la rationalité structurelle. Nous introduisons une relation d'équivalence \equiv_S telle que XXX et nous montrons que S est rationnel ssi le quotient $Reach(S)/\equiv_S$ est fini. Ce résultat ressemble au résultat principal de [4] mais la preuve du Théorème 2 et du Lemme 2 sont incorrectes essentiellement car la relation d'équivalence utilisée \equiv_{YG} ne permet pas de prouver le Théorème 2 de [4].
- on prouve que le pb de la rationalité structurelle est décidable et qu'il est dans NP. **expliquerXXXX**
- On montre que l'ensemble $R(S)$ des configurations rationnelles d'un VASS S (une configuration $\mathbf{x} \in \mathbb{N}^d$ est *rationnelle pour* S si $\mathcal{L}(S, \mathbf{x})$ est rationnel) est un ensemble clos par le bas. De plus, on montre qu'on peut calculer une base finie $Y \subseteq \mathbb{N}^d$ du complémentaire (clos par le haut) de $R(S)$ et donc qu'on peut aussi calculer un ensemble fini $Z \subseteq \mathbb{N}_\omega^d$ qui représente cet

ensemble clos par le bas. Une fois l'ensemble Z calculé, on peut répondre en temps linéaire en la taille de Z si S est rationnel à partir d'une configuration $x_0 \in \mathbb{N}^d$; il suffit de comparer x_0 avec les éléments dans Z . Si il existe un élément $z \in Z$ tel que $x_0 \leq z$ alors $L(S, x_0)$ est rationnel sinon $L(S, x_0)$ n'est pas rationnel. on donne donc un algo pour calculer les éléments maximaux (dans \mathbb{N}_ω^d) de l'ensemble des configurations rationnelles. Cet algorithme est au pire Ackermannian. [est-il Ack-dur ? EXSPSACE dur ?](#)

2 VAS

2.1 La structure

Un *système d'addition de vecteurs de dimension $d \in \mathbb{N}$ (d -VAS)* $S = (A, \lambda)$ est la donnée d'un alphabet fini A muni d'un étiquetage $\lambda : A \rightarrow \mathbb{Z}^d$. À chaque *action* $a \in A$ est ainsi associé un unique vecteur $\lambda(a) \in \mathbb{Z}^d$, de telle manière à ce que deux actions ne soient pas associées au même vecteur. Pour des raisons de lisibilité, on notera $\bar{a} = \lambda(a)$.

Les *configurations* de S sont alors les vecteurs de \mathbb{N}^d (à coordonnées positives), et chaque action $a \in A$ agit sur \mathbb{N}^d en additionnant à la configuration courante le vecteur \bar{a} associé. On a alors une transition entre \mathbf{x} et \mathbf{y} étiquetée par l'action a lorsque $\mathbf{x} + \bar{a} = \mathbf{y}$.

De manière équivalente, on dira que l'action $a \in A$ est *franchissable* à partir de la configuration $\mathbf{x} \in \mathbb{N}^d$ lorsque $\mathbf{x} + \bar{a} \geq \mathbf{0}$, et son déclenchement aboutit à la configuration $\mathbf{y} = \mathbf{x} + \bar{a}$ à travers la transition $(\mathbf{x}, a, \mathbf{y}) \in \mathbb{N}^d \times A \times \mathbb{N}^d$. On notera $\mathbf{x} \xrightarrow{a}_S \mathbf{y}$ lorsqu'un tel déclenchement est possible (ou simplement $\mathbf{x} \xrightarrow{a} \mathbf{y}$ s'il n'y a pas ambiguïté sur S).

Par la suite, on notera $I \stackrel{\text{def}}{=} \{1, \dots, d\}$ l'ensemble des coordonnées pour les configurations.

Lorsqu'une séquence d'actions $w = a_1 \cdots a_k \in A^*$ permet d'aller de \mathbf{x} à \mathbf{y} par la séquence de transition $\mathbf{x} = \mathbf{x}_0 \xrightarrow{a_1} \mathbf{x}_1 \xrightarrow{a_2} \dots \xrightarrow{a_k} \mathbf{x}_k = \mathbf{y}$ (où $\mathbf{x}_0, \dots, \mathbf{x}_k \in \mathbb{N}^d$ et $\mathbf{x}_{i-1} + \bar{a}_i = \mathbf{x}_i$ pour tout $1 \leq i \leq k$), on dit que w est franchissable à partir de \mathbf{x} , et qu'on a une *exécution* $\rho : \mathbf{x} \xrightarrow{w}_S \mathbf{y}$. \mathbf{y} est alors dit accessible à partir de \mathbf{x} .

De plus, en notant $\bar{w} \stackrel{\text{def}}{=} \sum_{i=1}^k \bar{a}_i$ le vecteur associé à w , on obtient $\mathbf{x} + \bar{w} = \mathbf{y}$. Attention, cette égalité peut-être vérifiée même si w n'est pas franchissable.

Nous allons étudier deux ensembles naturellement associés à un VAS $S = (A, \lambda)$:

1. $\mathcal{L}(S, \mathbf{x}) \stackrel{\text{def}}{=} \left\{ w \in A^* \mid \exists \mathbf{y} \in \mathbb{N}^d, \mathbf{x} \xrightarrow{w}_S \mathbf{y} \right\}$ qui est le *langage* des séquences d'actions franchissables à partir de la configuration \mathbf{x} ,
2. $\text{Reach}(S, \mathbf{x}) \stackrel{\text{def}}{=} \left\{ \mathbf{y} \in \mathbb{N}^d \mid \exists w \in A^*, \mathbf{x} \xrightarrow{w}_S \mathbf{y} \right\}$ qui est l'ensemble des configurations *accessibles* à partir de \mathbf{x} .

On choisira souvent une configuration initiale $\mathbf{x}_{\text{init}} \in \mathbb{N}^d$, qu'on pourra ajouter à la définition du VAS. On pourra alors regarder $\mathcal{L}(S) \stackrel{\text{def}}{=} \mathcal{L}(S, \mathbf{x}_{\text{init}})$ le langage du VAS $S = (A, \lambda, \mathbf{x}_{\text{init}})$, et $\text{Reach}(S) \stackrel{\text{def}}{=} \text{Reach}(S, \mathbf{x}_{\text{init}})$ son ensemble d'accessibilité.

Définition 1. Un VAS $S = (A, \lambda, \mathbf{x}_{\text{init}})$ est *rationnel* lorsque $\mathcal{L}(S)$ est rationnel sur A^* .

Définition 2. Soit $S = (A, \lambda)$ un d -VAS, $J \subseteq I$ un sous-ensemble d'indices et $\mathbf{x} \in \mathbb{N}^d$ une configuration. On dit que

- J est *borné* pour \mathbf{x} sur S lorsque toute configuration accessible depuis \mathbf{x} a ses coordonnées dans J bornées :

$$\exists k \in \mathbb{N}, \forall \mathbf{y} \in \text{Reach}(S, \mathbf{x}), \forall j \in J, \mathbf{y}(j) \leq k$$

- J est *borné inférieurement* pour \mathbf{x} sur S lorsque toutes les coordonnées de J ne diminuent pas plus qu'une certaine borne (même en augmentant les ressources initiales) :

$$\exists k \in \mathbb{N}, \forall n \in \mathbb{N}, \forall \mathbf{y} \in \text{Reach}(S, \mathbf{x} + n \cdot \mathbf{u}_J), \forall j \in J, \mathbf{y}(j) \geq \mathbf{x}(j) + n - k$$

où \mathbf{u}_J désigne le vecteur valant 1 aux coordonnées dans J , et 0 ailleurs.

Enfin, on dénotera par *Rat* l'ensemble des langages rationnels (sur un alphabet fini).

2.2 Clover et le graphe de couverture

On aimerait avoir un meilleur aperçu des configurations accessibles, et notamment décrire de manière finie les capacités pour le VAS d'atteindre des configurations non-bornées. Rappelons d'abord la notion d'idéal :

Définition 3. Soit (X, \leq) un ensemble ordonné et $E \subseteq X$ un sous-ensemble de E .

- E est dit *dirigé* lorsque pour tous $x, y \in E$ il existe un $z \in E$ vérifiant $x \leq z$ et $y \leq z$.
- E est dit *clos par le bas* lorsqu'il est égal à sa clôture par le bas $\downarrow E \stackrel{\text{def}}{=} \{x \in X \mid \exists y \in E, x \leq y\}$.
- De la même façon, E est dit *clos par le haut* lorsqu'il est égal à sa clôture par le haut $\uparrow E \stackrel{\text{def}}{=} \{x \in X \mid \exists y \in E, x \geq y\}$.
- Enfin, E est un *idéal* s'il est dirigé et clos par le bas.

(\mathbb{N}^d, \leq) a la particularité d'être un bel ordre, ce qui permet d'obtenir des représentations finies de ces sous-ensembles. Les idéaux de \mathbb{N}^d peuvent donc se voir comme des éléments de \mathbb{N}_ω^d , obtenu en étendant \mathbb{N} en $\mathbb{N}_\omega \stackrel{\text{def}}{=} \mathbb{N} \cup \{\omega\}$ de façon naturelle. Ainsi, un élément $\mathbf{m} \in \mathbb{N}_\omega^d$ représente l'idéal $\{\mathbf{y} \in \mathbb{N}^d \mid \mathbf{y} \leq \mathbf{m}\}$. On a alors le résultat suivant :

Proposition 4. *référence?* Soit $E \subseteq \mathbb{N}^d$ clos par le bas. Alors E est une union finie d'idéaux de \mathbb{N}^d .

Par conséquent, tout sous-ensemble de \mathbb{N}^d clos par le bas peut être représenté par un ensemble fini d'éléments de \mathbb{N}_ω^d .

Pour les sous-ensembles E de \mathbb{N}^d clos par le haut, on va regarder ses éléments minimaux. Notons $\text{Min}(E) \stackrel{\text{def}}{=} \{x \in E \mid \forall y < x, y \notin E\}$.

Proposition 5. Soit $E \subseteq \mathbb{N}^d$ clos par le haut. Alors $\text{Min}(E)$ est fini et $\uparrow \text{Min}(E) = E$.

On peut maintenant introduire l'ensemble de couverture $\mathcal{C}(S) \stackrel{\text{def}}{=} \downarrow \text{Reach}(S, \mathbf{x}_{\text{init}})$ d'un VAS $S = (A, \lambda, \mathbf{x}_{\text{init}})$. Il est clos par le bas dans (\mathbb{N}^d, \leq) bien ordonné, donc se décompose comme une union finie d'idéaux.

Définition 6. Soit $S = (A, \lambda, \mathbf{x}_{\text{init}})$ un d -VAS. On définit $\text{Clover}(S) \subseteq \mathbb{N}_\omega^d$ comme l'ensemble des idéaux maximaux inclus dans $\mathcal{C}(S)$. C'est aussi l'unique ensemble de taille minimale d'idéaux dont l'union correspond à $\mathcal{C}(S)$.

À revoir.

Le *graphe de couverture* a pour sommets des configurations de \mathbb{N}_ω^d et pour arêtes des transitions du VAS, étiquetées par une action de A . Il est obtenu en partant d'un sommet initial $s_0 : \mathbf{x}_{\text{init}}$ étiqueté par la configuration initiale $\mathbf{x}_{\text{init}} \in \mathbb{N}^d$, puis par récurrence sur la profondeur des noeuds en indiquant les voisins des noeuds accessibles :

Pour chaque noeud $s : \mathbf{x}$ associé à la configuration $\mathbf{x} \in \mathbb{N}_\omega^d$, on fait partir de s autant d'arêtes que d'actions $a \in A$ qui sont franchissables à partir de \mathbf{x} . Le sommet d'arrivée de l'arête associée à une action a est déterminé ainsi :

- Si $\mathbf{x} \xrightarrow{a} \mathbf{y}$ (déclencher a aboutit à la configuration $\mathbf{y} = \mathbf{x} + \bar{a}$) et qu'il existe un sommet déjà existant $r : \mathbf{y}$ associé à cette configuration, alors on crée une arête étiquetée par a de $s : \mathbf{x}$ vers $r : \mathbf{y}$;
- Si $\mathbf{x} \xrightarrow{a} \mathbf{y}$ et qu'il existe un ancêtre $r : \mathbf{z}$ de s (c'est-à-dire tel qu'il existe un chemin dans le graphe déjà créé de r à s) avec $\mathbf{y} > \mathbf{z}$, alors on crée un nouveau sommet $s' : \mathbf{y}'$ et une arête de $s : \mathbf{y}$ vers $s' : \mathbf{y}'$ étiquetée par a , où $\mathbf{y}' \in \mathbb{N}_\omega^d$ est la configuration de coordonnées $\mathbf{y}'(i) = \mathbf{y}(i)$ pour les $1 \leq i \leq d$ tels que $\mathbf{y}(i) = \mathbf{z}(i)$, et $\mathbf{y}'(i) = \omega$ si $\mathbf{y}(i) > \mathbf{z}(i)$;
- Si la configuration \mathbf{y} atteinte n'est pas dans les cas précédents, on crée simplement un nouveau sommet $s' : \mathbf{y}$ et une arête de s à s' étiquetée par a .

3 Une nouvelle preuve de décidabilité de la rationalité

La preuve de décidabilité se divise en deux étapes. Tout d'abord, on va donner une caractérisation mathématique équivalente à la rationalité. On montrera ainsi qu'un VAS est rationnel si et seulement s'il existe une borne $k \in \mathbb{N}$ telle que si on peut accéder à la configuration \mathbf{x} , puis à \mathbf{y} , alors \mathbf{y} reste au dessus de $\mathbf{x} - \mathbf{k}$ (\mathbf{k} désignera le vecteur $(k, k, \dots, k) \in \mathbb{N}^d$).

3.1 Une nouvelle relation d'équivalence sur \mathbb{N}^d

Définition 7. Soit $S = (A, \lambda)$ un VAS. On introduit la relation \equiv_S sur les configurations en posant pour tout $\mathbf{x}, \mathbf{y} \in \mathbb{N}^d$:

$$\mathbf{x} \equiv_S \mathbf{y} \text{ ssi } \mathcal{L}(S, \mathbf{x}) = \mathcal{L}(S, \mathbf{y})$$

Constatons déjà que cette nouvelle relation est incluse dans celle de Ginzburg et Yoeli :

Proposition 8. Soit $S = (A, \lambda, \mathbf{x}_{\text{init}})$ un VAS et $\mathbf{x}, \mathbf{y} \in \mathcal{L}(S)$. Si $\mathbf{x} \equiv_S^{\text{GY}} \mathbf{y}$ alors $\mathbf{x} \equiv_S \mathbf{y}$.

Démonstration. Supposons $\mathbf{x} \equiv_S^{\text{GY}} \mathbf{y}$ et montrons $\mathcal{L}(S, \mathbf{x}) \subseteq \mathcal{L}(S, \mathbf{y})$ par récurrence sur la longueur des mots. Soit $w \in \mathcal{L}(S, \mathbf{x})$.

Si $w = \varepsilon$ est le mot vide, $\mathbf{y} \in \mathcal{L}(S)$ assure que $\varepsilon \in \mathcal{L}(S, \mathbf{y})$.

Sinon, on écrit $w = ua$ avec $u \in A^*$ et $a \in A$. $u \in \mathcal{L}(S, \mathbf{x})$ est plus court que w , donc par hypothèse de récurrence on a également $u \in \mathcal{L}(S, \mathbf{y})$. u est donc franchissable depuis \mathbf{y} . Mais $ua \in \mathcal{L}(S, \mathbf{x})$, ce qui assure que $\mathbf{x} + \overline{ua} \in \text{Reach}(S)$.

Comme $\mathbf{x} \equiv_S^{\text{GY}} \mathbf{y}$, on obtient que $\mathbf{y} + \overline{ua} \in \text{Reach}(S)$, aboutissant à $\mathbf{y} + \overline{ua} \geq \mathbf{0}$. L'action a est donc franchissable depuis $\mathbf{y} + \overline{u}$. En résumé, on a les transitions valides $\mathbf{x} \xrightarrow{u}_S \mathbf{x} + \overline{u} \xrightarrow{a}_S \mathbf{x} + \overline{w}$, d'où $w \in \mathcal{L}(S, \mathbf{y})$.

On conclut enfin que $\mathcal{L}(S, \mathbf{x}) = \mathcal{L}(S, \mathbf{y})$ par symétrie. \square

On va établir le lien avec la relation de Nérode \sim_L associée à un langage $L \subseteq A^*$. Pour tout $u, v \in A^*$, on définit :

$$u \sim_L v \text{ ssi } \forall w \in A^*, uw \in L \Leftrightarrow vw \in L$$

On sait que \sim_L est une relation d'équivalence invariante par composition à droite et qu'un langage $L \subseteq A^*$ est rationnel si et seulement si A^* / \sim_L est fini ([8], Théorème 2).

La congruence de Nérode concerne donc les mots plutôt que les configurations, mais est liée à l'équivalence \equiv_S sur les VAS de la manière suivante :

Lemme 9. Soient $S = (A, \lambda, \mathbf{x}_{\text{init}})$ un VAS et $u, v \in \mathcal{L}(S)$. On a $u \sim_{\mathcal{L}(S)} v$ si et seulement si $\mathbf{x}_{\text{init}} + \overline{u} \equiv_S \mathbf{x}_{\text{init}} + \overline{v}$.

Démonstration. Si $u \in \mathcal{L}(S)$, alors pour tout mot $w \in A^*$, on a l'équivalence :

$$uw \in \mathcal{L}(S) \Leftrightarrow w \in \mathcal{L}(S, \mathbf{x}_{\text{init}} + \overline{u})$$

On en déduit immédiatement le résultat en reprenant les définitions de chaque relation. \square

Remarque. La relation de Nérode ne s'intéresse qu'aux mots du langage, et $\{w \in A^* \mid w \notin \mathcal{L}(S)\}$ forme une unique classe d'équivalence pour $\sim_{\mathcal{L}(S)}$. Ainsi, le lemme 9 devient faux dès lors que $u, v \notin \mathcal{L}(S)$, puisque l'on a toujours $u \sim_{\mathcal{L}(S)} v$ dans ce cas sans que $\mathbf{x}_{\text{init}} + \overline{u} \equiv_S \mathbf{x}_{\text{init}} + \overline{v}$ ne soit nécessairement vrai.

Théorème 10. Pour un VAS S , $\mathcal{L}(S)$ est rationnel si et seulement si $\text{Reach}(S) / \equiv_S$ est fini.

Démonstration. On a les équivalences suivantes :

$\mathcal{L}(S)$ est rationnel ssi $A^* / \sim_{\mathcal{L}(S)}$ est fini (propriété de la relation de Nérode)

ssi $\mathcal{L}(S) / \sim_{\mathcal{L}(S)}$ est fini (car $\sim_{\mathcal{L}(S)}$ admet une seule classe d'équivalence sur $A^* \setminus \mathcal{L}(S)$)

ssi $\text{Reach}(S) / \equiv_S$ est fini (par le Lemme 9). \square

Enfin, on montre que la relation d'équivalence \equiv_S est compatible/monotone avec les actions :

Proposition 11. Pour tout $\mathbf{x}, \mathbf{y} \in \mathbb{N}^d$, $\mathbf{x} \equiv_S \mathbf{y}$ implique $\forall a \in A, \mathbf{x} + \overline{a} \equiv_S \mathbf{y} + \overline{a}$.

3.2 Borne sur la décroissance (décidable)

Pour obtenir un nombre fini de classes d'équivalence pour \equiv_S , on cherche une borne à partir de laquelle les configurations accessibles sont indiscernables. Comme la seule règle restreignant les actions franchissables est un test de positivité, on va exiger que les configurations ne puissent pas trop décroître. [cette explication est confuse.](#)

[écris ton lemme avec le maximum](#)

Énoncé ([4] Lemme 1). [à virer](#) Supposons que dans un VAS $S = (A, \lambda, \mathbf{x}_{\text{init}})$, les n premières coordonnées soient non-bornées. Supposons aussi qu'il existe n entiers positifs k_1, k_2, \dots, k_n tels que pour tout $\mathbf{x} \in \text{Reach}(S)$, tout $w \in A^*$ et tout $i = 1, 2, \dots, n$, $(\mathbf{x} + \overline{w}) \in \text{Reach}(S)$ implique $\mathbf{x}(i) - (\mathbf{x} + \overline{w})(i) \leq k_i$. Alors $\text{Reach}(S) / \equiv_S^{\text{GY}}$ est fini.

~~Ce résultat est correct, et nous l'adapterons facilement à la relation \equiv_S en modifiant la propriété requise en conséquence. Notons qu'il n'est pas nécessaire de prendre des valeurs différentes pour les k_i , il est tout à fait possible de considérer leur maximum.~~

Énoncé ([4] Lemme 2). ~~en annexe~~ Soit $S = (A, \lambda, \mathbf{x}_{\text{init}})$ un VAS, et supposons qu'il existe une coordonnée non-bornée j telle que pour tout $k \geq 0$, il existe une configuration $\mathbf{x} \in \text{Reach}(S)$ et un mot $w \in A^*$ tels que $(\mathbf{x} + \bar{w}) \in \text{Reach}(S)$ et $\mathbf{x}(j) - (\mathbf{x} + \bar{w})(j) > k$. Alors $\text{Reach}(S)/\equiv_S^{\text{GY}}$ est infini.

~~Cette fois, la preuve donnée comporte une erreur de même nature que précédemment. Il est affirmé que si $\mathbf{x} + \bar{w} \in \text{Reach}(S)$, alors toutes les étapes intermédiaires sont accessibles, ce qui n'est pas forcément vrai. Le résultat semble cependant vrai (à vérifier), mais n'apporte pas la caractérisation souhaitée.~~

~~Donnons maintenant une caractérisation similaire pour la relation \equiv_S . La preuve suit les idées de Ginzburg et Yoeli [4] en effectuant les modifications nécessaires. on trouve ça dans Valk-Vidal-Naquet, le dire~~

Théorème 12 ([9] théorème 3, [4]). Soit $S = (A, \lambda, \mathbf{x}_{\text{init}})$ un VAS. Alors $\mathcal{L}(S)$ est rationnel si et seulement si

$$\exists k \in \mathbb{N}, \forall \mathbf{x}, \mathbf{y} \in \mathbb{N}^d, (\mathbf{x}_{\text{init}} \xrightarrow{*}_S \mathbf{x} \xrightarrow{*}_S \mathbf{y} \implies \mathbf{y} \geq \mathbf{x} - \mathbf{k}) \quad (1)$$

Démonstration. Commençons par montrer que S satisfait (1) $\implies \mathcal{L}(S)$ rationnel. Soit S un VAS vérifiant la propriété (1) pour un $k \in \mathbb{N}$. Soit $\mathbf{x}, \mathbf{y} \in \text{Reach}(S)$. Supposons que \mathbf{x} et \mathbf{y} sont indiscernables pour les petites valeurs, c'est-à-dire que pour toute coordonnée $i \in I$, on a soit $\mathbf{x}(i) = \mathbf{y}(i)$, soit $(\mathbf{x}(i) \geq k \text{ et } \mathbf{y}(i) \geq k)$. Alors $\mathbf{x} \equiv_S \mathbf{y}$. En effet, on a $\mathbf{x} + \bar{w} \geq \mathbf{0} \iff \mathbf{y} + \bar{w} \geq \mathbf{0}$ pour tout $w \in A^*$, puisque les coordonnées qui diffèrent entre \mathbf{x} et \mathbf{y} ne peuvent devenir négatives. Ainsi, \equiv_S admet au plus $(k+1)^d$ classes d'équivalences, donc $\mathcal{L}(S)$ est rationnel (Théorème 10).

Prouvons maintenant, par contraposée, la réciproque $\mathcal{L}(S)$ rationnel $\implies S$ vérifie (1). Si S ne vérifie pas la propriété (1), alors pour tout $k \in \mathbb{N}$, il existe une configuration accessible \mathbf{x} , un mot $w \in \mathcal{L}(S, \mathbf{x})$ et une coordonnée $i \in I$ tels que $(\mathbf{x} + \bar{w})(i) \leq \mathbf{x}(i) - k$.

On note $\mathbf{x}_p = \mathbf{x} + \bar{a}_1 \cdots \bar{a}_p \in \text{Reach}(S)$ les différentes configurations obtenues en lisant franchissant $w = a_1 \cdots a_n$. On a alors $\mathbf{x} = \mathbf{x}_0 \xrightarrow{a_1} \mathbf{x}_1 \xrightarrow{a_2} \dots \xrightarrow{a_n} \mathbf{x}_n = \mathbf{x} + \bar{w}$.

Notons $\xi = \max \{|\bar{a}(j)| \mid a \in A, j \in I\}$ la valeur de la plus grande variation d'une coordonnée possible par une action. Alors, au moins k/ξ configurations \mathbf{x}_p voient leur coordonnée i décroître, et l'on a une sous-séquence d'extractrice pas le bon mot φ vérifiant $\mathbf{x}_{\varphi(0)}(i) > \mathbf{x}_{\varphi(1)}(i) > \dots > \mathbf{x}_{\varphi(h)}(i)$ où $h \geq k/\xi$.

Ces configurations ne sont pas équivalentes pour \equiv_S : En effet, si l'on avait $\mathbf{x}_{\varphi(p)} \equiv_S \mathbf{x}_{\varphi(q)} = (\mathbf{x}_{\varphi(p)} + \bar{u})$ avec $0 \leq p \leq q \leq h$ et en notant $u = a_{\varphi(p)+1} \cdots a_{\varphi(q)}$, alors on aurait $(\mathbf{x}_{\varphi(p)} + \bar{u}^r) \equiv_S (\mathbf{x}_{\varphi(p)} + \bar{u}^{r+1})$ pour tout $r \in \mathbb{N}$ (en procédant par récurrence sur r avec la Proposition 11).

Or $\bar{u}^r(i) = r \times \bar{u}(i) = r \times (\mathbf{x}_{\varphi(q)}(i) - \mathbf{x}_{\varphi(p)}(i)) < -r$, ce qui prouve que $(\mathbf{x}_{\varphi(p)} + \bar{u}^r)(i) < 0$ à partir d'un certain $r \in \mathbb{N}$, et donc $(\mathbf{x}_{\varphi(p)} + \bar{u}^r) \not\equiv_S \mathbf{x}_{\varphi(p)}$, d'où une contradiction.

On conclut qu'il existe au moins k/ξ classes d'équivalences pour \equiv_S (et ce pour tout $k \in \mathbb{N}$), ainsi $\text{Reach}(S)/\equiv_S$ est infini. \square

3.3 Décider la caractérisation (corrige Yoeli)

Lemme 13 ([4] lemme 3). Soit $S = (A, \lambda, \mathbf{x}_{\text{init}})$ un VAS et $k \in \mathbb{N}$. Supposons qu'il existe une configuration $\mathbf{x} \in \text{Reach}(S)$ et un mot $v \in \mathcal{L}(S, \mathbf{x})$ franchissable tel que $\bar{v}(i) < -k$ pour un certain $i \in I$. Alors on peut trouver une autre configuration \mathbf{y} et un autre mot $w \in \mathcal{L}(S, \mathbf{y})$ tel que $\bar{w}(i) < -k$ et $\bar{u}(i) \leq 0$ pour tout préfixe u de w .

Démonstration. Notons z le plus long préfixe de v tel que $\bar{z}(i) \geq 0$. On a alors $v = zw$, et le mot w ainsi obtenu est franchissable à partir de $\mathbf{y} = \mathbf{x} + \bar{z}$, et vérifie $\bar{w}(i) = \bar{v}(i) - \bar{z}(i) \leq \bar{v}(i) \leq k$. De plus, pour tout préfixe u de w , on a $\bar{u}(i) = \bar{zu}(i) - \bar{z}(i) \leq \bar{zu}(i) < 0$ puisque zu est un préfixe de v plus long que z . \square

Définition 14. Soient $S = (A, \lambda, \mathbf{x}_{\text{init}})$ un VAS et $\mathbf{m} \in \text{Clover}(S)$. Pour tout idéal maximal $\mathbf{m} \in \text{Clover}(S)$ de l'ensemble de couverture, notons $J_{\mathbf{m}} \stackrel{\text{def}}{=} \{j \mid \mathbf{m}(j) \neq \omega\}$ l'ensemble des coordonnées bornées pour les configurations de \mathbf{m} . On écrit $J_{\mathbf{m}} = \{j_1, \dots, j_r\}$.

Pour tout $i \notin J_{\mathbf{m}}$, on définit un $(r+1)$ -VAS $S(\mathbf{m}, i) = (A(\mathbf{m}, i), \lambda(\mathbf{m}, i), \mathbf{x}_{\mathbf{m}})$ en posant

— $A(\mathbf{m}, i) \stackrel{\text{def}}{=} \{a(\mathbf{m}, i) \mid a \in A\}$ l'alphabet des actions

- λ l'étiquetage qui à toute lettre $a(\mathbf{m}, i)$ associe le vecteur $\overline{a(\mathbf{m}, i)} \stackrel{\text{def}}{=} (\bar{a}(j_1), \dots, \bar{a}(j_r), -\bar{a}(i))$,
- $\mathbf{x}_{\mathbf{m}} \stackrel{\text{def}}{=} (\mathbf{m}(j_1), \dots, \mathbf{m}(j_r), 0) \in \mathbb{N}^{r+1}$ la configuration initiale.

Revoir def, thm et preuve en gardant le même alphabet A , mais en changeant l'étiquetage.

On regarde ainsi le comportement de chaque coordonnée non-bornée indépendamment expliquer des autres.

On étend la correspondance entre les actions de S et celles de $S(\mathbf{m}, i)$ aux mots : pour $w = a_1 \cdots a_n \in A^*$, on pose $w(\mathbf{m}, i) \stackrel{\text{def}}{=} a_1(\mathbf{m}, i) \cdots a_n(\mathbf{m}, i) \in A(\mathbf{m}, i)^*$.

Le théorème suivant est alors obtenu : c'est exactement le théorème 2, car ici on parle de Clover, et YG parle des éléments maximaux de KM

Théorème 15 ([4] théorème 2). Un VAS $S = (A, \lambda, \mathbf{x}_{\text{init}})$ est rationnel si et seulement si tous les VAS $S(\mathbf{m}, i)$ sont bornés pour tout idéal maximal $\mathbf{m} \in \text{Clover}(S)$ et pour tout $i \in I \setminus J_{\mathbf{m}}$.

Démonstration. Supposons que l'un des $S(\mathbf{m}, i)$ ne soit pas borné, et posons $r = |J_{\mathbf{m}}|$. La coordonnée $r + 1$ (associée à $\mathbf{m}(i)$) est la seule à pouvoir être non-bornée. Pour tout $k \in \mathbb{N}$, il existe donc un mot $w(\mathbf{m}, i) \in \mathcal{L}(S(\mathbf{m}, i))$ vérifiant $\overline{w(\mathbf{m}, i)}(r + 1) > k$.

Alors on peut trouver une configuration $\mathbf{x} \in \text{Reach}(S)$ de \mathbf{m} telle que $w \in \mathcal{L}(S, \mathbf{x})$. En effet, w a le même effet sur les coordonnées $j_p \in J_{\mathbf{m}}$ que $w(\mathbf{m}, i)$ sur $p \leq r$, puisque pour tout $x \in \text{Reach}(S)$ et tout préfixe u de w , on a $(\mathbf{x} + \bar{u})(j_p) = \mathbf{m}(j_p) + \bar{u}(j_p) = \mathbf{x}_{\mathbf{m}}(p) + \bar{u}(\mathbf{m}, i)(p) \geq 0$. Les autres coordonnées (non-bornées dans \mathbf{m}) peuvent ensuite être choisies aussi grandes que nécessaire pour franchir w .

Comme $\bar{w}(i) = -\overline{w(\mathbf{m}, i)}(r + 1) < -k$, on sait que S ne vérifie pas (1) pour ce k , ce qui assure que $\mathcal{L}(S)$ n'est pas rationnel (par le théorème 12).

On suppose maintenant qu'il existe un entier $k \in \mathbb{N}$ majorant les coordonnées de toutes les configurations accessibles de tous les $S(\mathbf{m}, i)$. Par l'absurde, supposons que la propriété (1) n'est pas vérifiée pour ce k . Par le lemme 13, il existe une coordonnée $i \leq d$, une configuration \mathbf{y} et un mot $w \in \mathcal{L}(S, \mathbf{y})$ tel que $\bar{w}(i) < -k$ et $\bar{u}(i) \leq 0$ pour tout préfixe u de w .

Soit $\mathbf{m} \in \text{Clover}(S)$ un élément maximal contenant \mathbf{y} . Alors il existe une configuration $\mathbf{z} \in \mathbf{m}$ vérifiant $\mathbf{y} \leq \mathbf{z}$. Dans le VAS $S(\mathbf{m}, i)$, le mot $w(\mathbf{m}, i)$ appartient au langage $\mathcal{L}(S(\mathbf{m}, i))$ puisque pour tout préfixe $u(\mathbf{m}, i)$ de $w(\mathbf{m}, i)$, on a

- $(\mathbf{x}_{\mathbf{m}} + \overline{u(\mathbf{m}, i)})(p) = (\mathbf{z} + \bar{u})(j_p) \geq (\mathbf{y} + \bar{u})(j_p) \geq 0$ pour tout p car u est franchissable à partir de \mathbf{y} ,
- $(\mathbf{x}_{\mathbf{m}} + \overline{u(\mathbf{m}, i)})(r + 1) = -\bar{u}(i) \geq 0$ où $r = |J_{\mathbf{m}}|$.

Néanmoins, la configuration accessible $(\mathbf{x}_{\mathbf{m}} + \overline{w(\mathbf{m}, i)}) \in \text{Reach}(S(\mathbf{m}, i))$ contredit l'hypothèse de borne puisque $\overline{w(\mathbf{m}, i)}(r + 1) = -\bar{w}(i) > k$. □

La procédure de décision induite par le théorème XXX nécessite donc de connaître deux choses

1. $\text{Clover}(S)$ c'est-à-dire la liste des idéaux maximaux
2. Une procédure pour décider si un VAS est borné.

4 Décidabilité et complexité de la rationalité structurale

J'ai mis cette partie avant de parler de configurations maximales, donc il y a des affirmations qui ne vont pas.

Nous allons montrer qu'on peut décider dans NP si un VAS S est rationnel pour tout $\mathbf{x} \in \mathbb{N}^d$. Bien sûr, une conséquence de la section précédente permet de conclure que ce problème est décidable puisqu'on peut calculer $\text{Min}(\overline{\mathcal{R}(S)})$ et décider si $\text{Min}(\overline{\mathcal{R}(S)}) = \emptyset$.

Définition 16. On dit qu'un VAS S est *structurellement rationnel* si $\mathcal{L}(S, \mathbf{x})$ est rationnel pour tout $\mathbf{x} \in \mathbb{N}^d$.

Remarque. On a donc que S est structurellement rationnel si et seulement si $\mathcal{R}(S) = \mathbb{N}^d$ ou encore si $\text{Min}(\overline{\mathcal{R}(S)}) = \emptyset$. On observe que S n'est jamais rationnel si $\text{Min}(\overline{\mathcal{R}(S)}) = \{\mathbf{0}\}$.

Nous allons étudier le problème de décision suivant appelé *rationalité structurale* :

Donnée : un d -VAS $S = (A, \lambda)$

Question : S est-il structurellement rationnel ?

Pour $\mathbf{x}, \mathbf{y} \in \mathbb{Z}^d$ (pas forcément positifs), on note $\mathbf{x} \overset{u}{\rightsquigarrow} \mathbf{y}$ pour $u \in A^*$ lorsque $\mathbf{y} = \mathbf{x} + \bar{u}$. Il s'agit ici d'une simple égalité vectorielle dans \mathbb{Z}^d , sans notion de franchissement (on pourra parler de \mathbb{Z} -VAS). On écrira $\mathbf{x} \overset{*}{\rightsquigarrow} \mathbf{y}$ quand il existe $u \in A^*$ tel que $\mathbf{x} \overset{u}{\rightsquigarrow} \mathbf{y}$.

Valk et Vidal-Naquet proposent dans [9] [VV](#) une caractérisation pour la propriété de rationalité structurelle.

Théorème 17 ([9] théorème 6). Un d -VAS $S = (A, \lambda)$ n'est pas structurellement rationnel si et seulement s'il existe $\mathbf{x}_1, \mathbf{x}_2, \mathbf{x}_3, \mathbf{x}_4 \in \mathbb{Z}^d$ tels que

1. $\mathbf{x}_1 < \mathbf{x}_2$
2. Pour tout $i \in I$, $\mathbf{x}_1(i) = \mathbf{x}_2(i)$ implique $\mathbf{x}_3(i) \leq \mathbf{x}_4(i)$,
3. Il existe un $i \in I$ tel que $\mathbf{x}_3(i) > \mathbf{x}_4(i)$.
4. $\mathbf{0} \overset{*}{\rightsquigarrow} \mathbf{x}_1 \overset{*}{\rightsquigarrow} \mathbf{x}_2 \overset{*}{\rightsquigarrow} \mathbf{x}_3 \overset{*}{\rightsquigarrow} \mathbf{x}_4$,

Énoncé ainsi, décider la rationalité avec le théorème 17 demande d'utiliser un algorithme pour résoudre l'accessibilité ce qui est maintenant connu comme Ackermann-dur (ref récentes). Mais on peut remarquer que lister les configurations rencontrées dans le point 4 ci-dessus est inutile pour la rationalité structurelle, puisqu'on peut augmenter au besoin la configuration initiale pour permettre les étapes intermédiaires. On propose ainsi un autre théorème qui ne demande pas de décider l'accessibilité et - mieux - qui sera dans NP. [Reste à prouver la NP-dureté, c'est dommage si ce n'est pas fait.](#)

Lemme 18. Soit $S = (A, \lambda, \mathbf{x}_{\text{init}})$ un VAS initialisé et $\mathbf{x} \in \mathbb{N}_\omega^d$ une ω -configuration apparaissant dans le graphe de couverture G de S . Alors il existe un mot $u \in A^*$ tel que

1. pour tout $j \in J_{\mathbf{x}}^{\text{fin}}$, on a $\bar{u}(j) \geq 0$,
2. pour tout $j \in J_{\mathbf{x}}^{\text{inf}}$, on a $\bar{u}(j) \geq 1$.

Démonstration. Comme \mathbf{x} étiquette un sommet de G , il existe un mot $w \in A^*$ permettant d'accéder à \mathbf{x} depuis \mathbf{x}_{init} dans G . Considérons la séquence des sommets du graphe parcourue en lisant le mot w , que l'on notera $\mathbf{x}_{\text{init}} = \mathbf{x}_0 \xrightarrow{a_1}_G \mathbf{x}_1 \xrightarrow{a_2}_G \dots \xrightarrow{a_n}_G \mathbf{x}_n = \mathbf{x}$ pour $w = a_1 a_2 \dots a_n$.

Les omegas apparaissant dans une de ces ω -configurations ne peuvent disparaître au cours de l'exécution. On a donc les inclusions $\emptyset = J_{\mathbf{x}_0}^{\text{inf}} \subseteq J_{\mathbf{x}_1}^{\text{inf}} \subseteq \dots \subseteq J_{\mathbf{x}_n}^{\text{inf}}$. Maintenant, pour chaque étape $1 \leq k \leq n$, par construction du graphe, il existe un entier $0 \leq \ell \leq k$ vérifiant :

- pour tout $j \in J_{\mathbf{x}_k}^{\text{fin}}$, on a $\mathbf{x}_\ell(j) = \mathbf{x}_k(j)$,
- pour tout $j \in J_{\mathbf{x}_k}^{\text{inf}} \cap J_{\mathbf{x}_{k-1}}^{\text{fin}}$, on a $\mathbf{x}_\ell(j) < \mathbf{x}_k(j)$.

On a donc l'existence d'un mot $w_k = a_{\ell+1} \dots a_k$ vérifiant $\bar{w}_k(j) = 0$ pour tout $j \in J_{\mathbf{x}_k}^{\text{fin}}$, et $\bar{w}_k(j) > 0$ pour tout $j \in J_{\mathbf{x}_k}^{\text{inf}} \cap J_{\mathbf{x}_{k-1}}^{\text{fin}}$.

Par récurrence sur $k \leq n$, on construit un mot u_k vérifiant $\bar{u}_k(j) = 0$ pour tout $j \in J_{\mathbf{x}_k}^{\text{fin}}$, et $\bar{u}_k(j) > 0$ pour tout $j \in J_{\mathbf{x}_k}^{\text{inf}}$. Prendre le mot vide pour u_0 convient puisque $J_{\mathbf{x}_{\text{init}}}^{\text{inf}} = \emptyset$.

Soit $1 \leq k \leq n$. Si un u_{k-1} convenable existe, notons $\delta = -\min \left\{ \bar{w}_k(j) \mid j \in J_{\mathbf{x}_{k-1}}^{\text{inf}} \right\}$ la plus grande valeur négative dans une coordonnée de \bar{w}_k . Posons ensuite $u_k = (u_{k-1})^{\delta+1} w_k$, obtenu en concaténant $\delta + 1$ fois le mot u_{k-1} au mot w_k . On a alors

- pour tout $j \in J_{\mathbf{x}_k}^{\text{fin}}$, $\bar{u}_k(j) = \bar{u}_{k-1}(j) \times (\delta + 1) + \bar{w}_k(j) = 0$ puisque $J_{\mathbf{x}_{k-1}}^{\text{fin}} \subseteq J_{\mathbf{x}_k}^{\text{fin}}$,
- pour tout $j \in J_{\mathbf{x}_k}^{\text{inf}}$, $\bar{u}_k(j) = \bar{u}_{k-1}(j) \times (\delta + 1) + \bar{w}_k(j) \geq \delta + 1 - \delta > 0$.

ce qui conclut l'hérédité de la récurrence.

Ainsi, le mot $u = u_n$ satisfait le lemme. □

On notera que le mot u ainsi construit n'est pas forcément franchissable à partir de \mathbf{x}_{init} . Néanmoins, la rationalité structurelle permet d'éviter cette contrainte.

Théorème 19. Un d -VAS $S = (A, \lambda)$ n'est pas structurellement rationnel si et seulement s'il existe $u, v \in A^*$ tels que

1. $\bar{u} > \mathbf{0}$,
2. Pour tout $i \in I$, $\bar{u}(i) = 0$ implique $\bar{v}(i) \geq 0$,
3. Il existe $i \in I$ tel que $\bar{v}(i) < 0$.

Remarque. Les caractérisations des théorèmes 17 et 19 sont bien équivalentes :

À partir des configurations $\mathbf{x}_1, \mathbf{x}_2, \mathbf{x}_3, \mathbf{x}_4$, on choisit simplement pour u le mot permettant d'aller de \mathbf{x}_1 à \mathbf{x}_2 , et pour v le mot allant de \mathbf{x}_3 à \mathbf{x}_4 .

Dans l'autre sens, avec les mots u, v , on regarde simplement l'exécution $\mathbf{0} = \mathbf{x}_1 \xrightarrow{u} \mathbf{x}_2 = \mathbf{x}_3 \xrightarrow{v} \mathbf{x}_4$.

Prouvons maintenant le théorème 19. Commençons par le sens direct, et construisons deux mots u et v vérifiant les points 1, 2 et 3 lorsque le VAS S n'est pas structurellement borné.

Démonstration. Supposons que S ne soit pas structurellement rationnel. Il existe donc une configuration initiale $\mathbf{x}_{\text{init}} \in \mathbb{N}^d$ telle que $\mathcal{L}(S, \mathbf{x}_{\text{init}})$ n'est pas rationnel. D'après le théorème 12, on sait que pour tout $k \in \mathbb{N}$, il existe une séquence d'actions franchissable $\mathbf{x}_{\text{init}} \xrightarrow{u_k} \mathbf{x}_k \xrightarrow{v_k} \mathbf{y}_k$ et une coordonnée $i_k \in I$ tels que $\overline{v_k}(i_k) \leq -k$.

Un fois la séquence d'action fixée, on notera $J \subseteq I$ l'ensemble des coordonnées j gardant $(\overline{u_k}(j))_{k \in \mathbb{N}}$ borné. Formellement, on définit

$$J = \{j \in I \mid \sup \{\overline{u_k}(j) \mid k \in \mathbb{N}\} \text{ est fini}\}, \text{ et pour } j \in J, h_j = \max \{\overline{u_k}(j) \mid k \in \mathbb{N}\}$$

Commençons par ajouter des propriétés supplémentaires à la suite $((u_k, v_k))_{k \in \mathbb{N}}$. Pour se faire, remarquons que si on remplace cette suite par une sous-suite $((u_{\varphi(k)}, v_{\varphi(k)}))_{k \in \mathbb{N}}$ extraite avec $\varphi : \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{N}$ strictement croissante, alors les mêmes propriétés sont vérifiées : Pour tout $k \in \mathbb{N}$,

- le mot $u_{\varphi(k)}v_{\varphi(k)}$ est franchissable à partir de \mathbf{x}_{init} , et on a $\mathbf{x}_{\text{init}} \xrightarrow{u_{\varphi(k)}} \mathbf{x}_{\varphi(k)} \xrightarrow{v_{\varphi(k)}} \mathbf{y}_{\varphi(k)}$,
- il existe une coordonnée $i_{\varphi(k)} \in I$ telle que $\overline{v_{\varphi(k)}}(i_{\varphi(k)}) \leq -\varphi(k) \leq -k$.

Par conséquent, on peut se restreindre à une sous-suite, et ainsi sélectionner uniquement les séquences d'actions qui nous intéressent.

- Comme I est fini, les indices i_k ne peuvent prendre qu'un nombre fini de valeurs possibles, donc (par le principe des tiroirs) il existe un $i \in I$ apparaissant une infinité de fois. On choisit une extractrice φ telle que $i_{\varphi(k)} = i$ pour tout $k \in \mathbb{N}$.
- Comme (\mathbb{N}^d, \leq) forme un bel ordre, la suite $(\overline{u_k})_{k \in \mathbb{N}}$ admet une sous-suite croissante pour \leq , que l'on sélectionne.

On notera $J \subseteq I$ l'ensemble des coordonnées j gardant $(\overline{u_k}(j))_{k \in \mathbb{N}}$ borné. Formellement, on définit $J = \{j \in I \mid \sup \{\overline{u_k}(j) \mid k \in \mathbb{N}\} \text{ est fini}\}$, et pour $j \in J$, $h_j = \max \{\overline{u_k}(j) \mid k \in \mathbb{N}\}$.

- Pour tout $j \in J$, comme $(\overline{u_k}(j))_{k \in \mathbb{N}}$ est croissante, l'ensemble $\{k \in \mathbb{N} \mid \overline{u_k}(j) < h_j\}$ est fini. Il existe donc un $k_0 \in \mathbb{N}$ tel que pour tout $k \geq k_0$ et tout $j \in J$, on ait $\overline{u_k}(j) = h_j$. On se restreint alors à la sous-suite obtenue en sélectionnant les $k \geq k_0$.
- Pour tout $j \in I - J$, la suite $(\overline{u_k}(j))_{k \in \mathbb{N}}$ est croissante et tend vers $+\infty$. On peut donc se restreindre aux $k \in \mathbb{N}$ tels que pour tout $j \notin J$, on ait $\overline{u_k}(j) \geq k$.

On va raisonner à l'aide du graphe de couverture de S à partir de la configuration initiale \mathbf{x}_{init} . Fixons un $k \in \mathbb{N}$ strictement plus grand que toutes les valeurs entières apparaissant dans les ω -configurations du graphe de couverture, et regardons le comportement du mot u_k sur ce graphe.

u_k est bien franchissable à partir de \mathbf{x}_{init} , et son franchissement dans le graphe de couverture atteint une ω -configuration \mathbf{x} . Choisissons un élément maximal $\mathbf{x}' \in \text{Clover}$ tel que $\mathbf{x} \leq \mathbf{x}'$. **On n'a pas unicité!** Pour tout $j \in I - J$, on a $\overline{u_k}(j) \geq k$, d'où $\mathbf{x}'(j) \geq \mathbf{x}(j) \geq k$, ce qui assure que $\mathbf{x}'(j) = \omega$ (grâce au le choix de k). Ainsi, on a l'inclusion $I - J \subseteq J_{\mathbf{x}'}^{\text{inf}}$ (ce qui se réécrit en $J_{\mathbf{x}'}^{\text{fin}} \subseteq J$).

Maintenant, en utilisant le lemme 18 sur \mathbf{x}' , on obtient l'existence d'un mot $u \in A^*$ tel que

- pour tout $j \in J_{\mathbf{x}'}^{\text{fin}}$, on a $\overline{u}(j) \geq 0$,
- pour tout $j \in J_{\mathbf{x}'}^{\text{inf}}$, on a $\overline{u}(j) > 0$.

En particulier, $\overline{u} \geq \mathbf{0}$ (ce qui montre le point 1 du théorème), et pour tout $j \notin J$, $\overline{u}(j) > 0$.

Intéressons-nous maintenant aux mots v_k . Posons $\xi = \max \{|\overline{a}(i)| \mid a \in A, i \in I\}$, et notons γ le nombre de sommets du graphe de couverture G de $(S, \mathbf{x}_{\text{init}})$. En choisissant $k > \gamma \times \xi$, on peut factoriser v_k en $\gamma + 1$ mots w_i avec le franchissement de $v_k = w_1 w_2 \dots w_{\gamma+1}$ à partir de \mathbf{x}_k suivant :

$$\mathbf{x}_k = \mathbf{z}_0 \xrightarrow{w_1} \mathbf{z}_1 \xrightarrow{w_2} \mathbf{z}_2 \dots \xrightarrow{w_{\gamma+1}} \mathbf{z}_{\gamma+1} = \mathbf{y}_k$$

de telle manière à ce que $\mathbf{z}_0(i) > \mathbf{z}_1(i) > \dots > \mathbf{z}_{\gamma+1}(i)$. On rappelle que $i \in I$ est la coordonnée telle que $\overline{v_k}(i) \leq k$.

Le mot v_k est franchissable à partir de x_k , donc à partir de la ω -configuration \mathbf{x} , mais également à partir de \mathbf{x}' . Ce franchissement se factorise ainsi :

$$\mathbf{x}' = \mathbf{q}_0 \xrightarrow{w_1}_G \mathbf{q}_1 \xrightarrow{w_2}_G \cdots \xrightarrow{w_{\gamma+1}}_G \mathbf{q}_{\gamma+1}$$

où les \mathbf{q}_ℓ sont des ω -configurations. Soulignons que comme \mathbf{x}' est maximal, on a $J_{\mathbf{q}_0}^{\text{inf}} = \cdots = J_{\mathbf{q}_{\gamma+1}}^{\text{inf}}$. Par le lemme des tiroirs, deux de ces ω -configurations \mathbf{q}_ℓ et $\mathbf{q}_{\ell'}$ sont identiques, et on obtient un circuit partant de la ω -configuration \mathbf{q}_ℓ et étiqueté par un facteur $v \in A^*$ de v_k .

En revenant au franchissement de v_k à partir de \mathbf{x}_k , on a donc un facteur v tel que $\mathbf{z}_\ell \xrightarrow{v}_S \mathbf{z}_{\ell'}$ avec

- $\mathbf{z}_\ell =_{\text{fin}} \mathbf{z}'_\ell$ qui permet de montrer le point 2. En effet, pour $i \in I$, si $\bar{u}(i) = 0$, alors $i \in J_{\mathbf{x}'}^{\text{fin}} = J_{\mathbf{z}_\ell}^{\text{fin}}$ (car \mathbf{x}' est maximal), ce qui assure que $\bar{v}(i) = 0$.
- $\mathbf{z}_\ell(i) > \mathbf{z}_{\ell'}(i)$ qui prouve que $\bar{v}(i) < 0$, montrant ainsi le point 3.

□

Prouvons maintenant le sens réciproque du théorème 19.

Démonstration. Réciproquement, supposons qu'il existe deux mots $u, v \in A^*$ vérifiant les points 1, 2 et 3. En choisissant des coordonnées suffisamment grandes, on peut trouver une configuration $\mathbf{x}_{\text{init}} \in \mathbb{N}^d$ à partir de laquelle le mot u est franchissable. **Est-ce plus clair ainsi?** Montrons que $\mathcal{L}(S, \mathbf{x}_{\text{init}})$ n'est pas rationnel.

Soit $k \in \mathbb{N}$. Notons $\rho = \max \{-\bar{v}(i) \mid i \in I\}$, et montrons alors que $u^{\rho \times k} v^k \in \mathcal{L}(S, \mathbf{x}_{\text{init}})$.

- D'après le point 1, on a $\bar{u} > 0$, donc $\mathbf{x}_{\text{init}} + \bar{u} > \mathbf{x}_{\text{init}}$. Comme u est franchissable à partir de \mathbf{x}_{init} , le mot $u^{\rho \times k}$ l'est également. Le franchissement $\mathbf{x}_{\text{init}} \xrightarrow{u^{\rho \times k}}_S \mathbf{x}_k$ permet d'atteindre une configuration $\mathbf{x}_k \in \mathbb{N}^d$.
- D'après le point 2, si pour un $i \in I$, on a $\bar{v}^k(i) < 0$, alors $\bar{u}(i) > 0$, d'où $\mathbf{x}_k(i) \geq \rho \times k$. Par définition de ρ , on en déduit que v^k est franchissable à partir de \mathbf{x}_k , et le franchissement donne $\mathbf{x}_k \xrightarrow{v^k}_S \mathbf{y}_k$ avec $\mathbf{y}_k \in \mathbb{N}^d$.
- Enfin, d'après le point 3, il existe un $i \in I$ tel que $\bar{v}(i) < 0$, d'où $\bar{v}^k(i) \leq -k$.

Par conséquent, la séquence $\mathbf{x}_{\text{init}} \xrightarrow{u^{\rho \times k}}_S \mathbf{x}_k \xrightarrow{v^k}_S \mathbf{y}_k$ vérifie la propriété (1) pour ce k . On notera que \mathbf{x}_{init} est bien indépendant de k . Le langage $\mathcal{L}(S, \mathbf{x}_{\text{init}})$ n'est donc pas rationnel, et S n'est pas structurellement rationnel. □

Théorème 20. Le problème de la rationalité structurelle est dans NP pour les VAS.

Démonstration. Le théorème 19 montre que le problème de la rationalité structurelle revient à décider le problème de décision suivant.

Donnée : un ensemble de vecteurs $\lambda(A) \subseteq \mathbb{Z}^d$ (les étiquettes des actions de $S = (A, \lambda)$).

Question : Existe-t-il deux vecteurs \mathbf{u} et \mathbf{v} obtenus comme combinaison semi-linéaire à coefficients entiers positifs de $\lambda(A)$ vérifiant les 3 conditions suivantes :

1. $\mathbf{u} > 0$,
2. Pour tout $i \in I$, $\mathbf{u}(i) = 0$ implique $\mathbf{v}(i) \geq 0$,
3. $\neg(\mathbf{v} \geq 0)$.

C'est du Presburger existentiel et c'est donc dans NP. □

5 Rationalité sur des ω -configurations (Brouillon)

dans le papier Valk 1977..., la rationalité est donnée comme plus tard dans Yoeli. 1980..

On étend les configurations de \mathbb{N}^d à des ω -configurations dans \mathbb{N}_ω^d . On retrouve alors le lien avec les idéaux exposé dans la section 2.2.

Pour une ω -configuration $\mathbf{m} \in \mathbb{N}_\omega^d$, on notera $J_{\mathbf{m}}^{\text{fin}} = \{i \in I \mid \mathbf{m}(i) \text{ est fini}\}$ l'ensemble des coordonnées bornées et $J_{\mathbf{m}}^{\text{inf}} = \{i \in I \mid \mathbf{m}(i) = \omega\}$ l'ensemble des coordonnées non-bornées de \mathbf{m} .

Une coordonnée valant ω dans une configuration signifie que l'on a autant de ressources que nécessaires. ces coordonnées n'entrent donc pas en compte dans le franchissement.

Définition 21. Soit $S = (A, \lambda)$ un VAS, $\mathbf{x} \in \mathbb{N}_\omega^d$ une ω -configuration et $u \in A^*$ une séquence d'actions. On dit que u est *franchissable* à partir de \mathbf{x} lorsque pour tout préfixe v de u et pour toute coordonnée $i \in J_\mathbf{x}^{\text{fin}}$, on a $\mathbf{x}(i) + \bar{v}(i) \geq 0$.

La ω -configuration obtenue en appliquant u à \mathbf{x} est alors $\mathbf{y} = \mathbf{x} + \bar{u}$. Ainsi, $J_\mathbf{x}^{\text{inf}} = J_\mathbf{y}^{\text{inf}}$.

Cette notion de franchissement ne modifie pas les coordonnées valant ω , et agit sans en tenir compte. Dans le cas où \mathbf{x} a toutes ses coordonnées finies, on retrouve le franchissement classique dans \mathbb{N}^d .

Maintenant, pour permettre de générer des ω depuis une coordonnée finie, on va exiger de pouvoir augmenter cette coordonnée autant que nécessaire. [faire le lien avec la définition d'omega transition et d'accélération dans papier avec Igor et Serge](#)

Définition 22. Soit $S = (A, \lambda)$ un VAS et $\mathbf{x}, \mathbf{y} \in \mathbb{N}_\omega^d$ deux ω -configurations. On dit que \mathbf{y} est ω -accessible à partir de \mathbf{x} lorsque pour tout $k \in \mathbb{N}$, il existe un mot $u_k \in A^*$ franchissable à partir de \mathbf{x} tel que

1. pour tout $i \in J_\mathbf{y}^{\text{fin}}$, on a $\mathbf{x}(i) + \bar{u}_k(i) = \mathbf{y}(i)$
2. pour tout $i \in J_\mathbf{y}^{\text{inf}} \cap J_\mathbf{x}^{\text{fin}}$, on a $\mathbf{x}(i) + \bar{u}_k(i) \geq k$

Ce processus correspond aux transitions du graphe de couverture. On le retrouve sous le nom d'*accélération* dans [3], et de *coordonnées non-bornées avec contexte* \mathbf{x} dans [9]. On constate que cette notion correspond à l'accessibilité classique lorsque \mathbf{x} et \mathbf{y} sont des configurations (finies) de \mathbb{N}^d .

Théorème 23 ([9] théorème 4). Soit S un VAS. Alors $\mathcal{L}(S)$ n'est pas rationnel si et seulement si il existe une ω -configuration $\mathbf{y} \in \mathbb{N}_\omega^d$ tel que

1. \mathbf{y} est ω -accessible maximal dans S (c'est-à-dire ω -accessible depuis \mathbf{x}_{init} et il n'existe pas de configuration ω -accessible plus grande dans \mathbb{N}_ω^d),
2. $J_\mathbf{y}^{\text{inf}}$ n'est pas borné inférieurement pour la configuration $\mathbf{y}' \in \mathbb{N}^d$, obtenue en posant $\mathbf{y}'(i) = 0$ si $i \in J_\mathbf{y}^{\text{inf}}$ et $\mathbf{y}'(i) = \mathbf{y}(i)$ si $i \in J_\mathbf{y}^{\text{fin}}$.

Théorème 24 ([9] lemme 3). Soit S un VAS. Alors $\mathcal{L}(S)$ n'est pas rationnel si et seulement si il existe un circuit étiqueté par $v \in A^*$ dans le graphe de couverture partant d'une ω -configuration ω -accessible maximale \mathbf{y} , tel que $\bar{v}(i) < 0$ pour une coordonnée $i \in J_\mathbf{y}^{\text{inf}}$.

Définition 25. Soient $S = (A, \lambda)$ un VAS, $\mathbf{x} \in \mathbb{N}_\omega^d$ une ω -configuration et $v \in A^*$ un mot. On dit que v est *cyclable* à partir de \mathbf{x} lorsque v est franchissable à partir de \mathbf{x} , et qu'il permet d'accéder à la même ω -configuration \mathbf{x} (i.e. $\mathbf{x} \xrightarrow{v} \mathbf{x}$).

Théorème 26. Soit $S = (A, \lambda)$ un VAS et $\mathbf{x} \in \mathbb{N}_\omega^d$ une ω -configuration. Alors $\mathcal{L}(S, \mathbf{x})$ n'est pas rationnel si et seulement si il existe une ω -configuration $\mathbf{y} \in \mathbb{N}_\omega^d$ et un mot $v \in A^*$ tels que

1. \mathbf{y} est ω -accessible depuis \mathbf{x} dans S ,
2. v est cyclable à partir de \mathbf{y} ,
3. $\bar{v} \not\geq \mathbf{0}$ (i.e. il existe un $i \in I$ tel que $\bar{v}(i) < 0$).

Si un mot est cyclable à partir de \mathbf{x} , il l'est à partir de $\mathbf{y} > \mathbf{x}$, une ω -configuration plus grande. On peut donc exiger que \mathbf{y} soit maximal (donc dans Clover).

\mathbf{x} ω -configuration générable ??? s'il existe un mot $u \in A^*$ cyclable à partir de \mathbf{x} tel que $\bar{u}(i) > 0$ pour tout $i \in J$

Théorème 27. ~~ce théorème n'a rien à faire là~~ [À rectifier](#) Soient $S = (A, \lambda)$ un VAS et $\mathbf{x} \in \mathbb{N}_\omega^d$ une ω -configuration. On a $\downarrow \mathbf{x} \cap \overline{\mathcal{R}(S)} \neq \emptyset$ ssi il existe deux mots $u, v \in A^*$ vérifiant

1. $\bar{u} \geq \mathbf{0}$,
2. Pour tout $i \in I$, $\bar{u}(i) = 0$ implique $\bar{v}(i) \geq 0$,
3. Il existe $i \in I$ tel que $\bar{v}(i) < 0$,
4. On peut accéder [vague](#) depuis \mathbf{x} à une ω -configuration \mathbf{y} à partir de laquelle u est franchissable.

On se restreint aux coordonnées de $J_\mathbf{x}^{\text{fin}}$ et on demande à surpasser la configuration obtenue en prenant la valeur minimale pour chaque coordonnée franchissant u .

Démonstration. **Pas encore au point, ne pas regarder**

Supposons que $\downarrow \mathbf{x} \cap \overline{\mathcal{R}(S)} \neq \emptyset$. On a donc une configuration initiale $\mathbf{x}_{\text{init}} \in \mathbb{N}^d$ telle que $\mathcal{L}(S, \mathbf{x}_{\text{init}})$ n'est pas rationnel. Il existe alors (d'après le théorème 12) pour tout $k \in \mathbb{N}$ une séquence d'actions franchissable $\mathbf{x}_{\text{init}} \xrightarrow{u_k}_S \mathbf{y}_k \xrightarrow{v_k}_S \mathbf{z}_k$ et une coordonnée $i_k \in I$ tels que $\overline{v_k}(i_k) \leq k$.

Remarquons qu'une séquence d'action qui convient pour un certain $k \in \mathbb{N}$ fonctionne aussi pour les valeurs de k inférieures. Par conséquent, on peut sélectionner uniquement les séquences qui nous intéressent, pour peu qu'il en reste une infinité :

- Comme I est fini, les indices i_k ne peuvent prendre qu'un nombre fini de valeurs possibles, donc (par le principe des tiroirs) il existe un $i \in I$ apparaissant une infinité de fois. On peut ainsi supposer que $i_k = i$ pour tout k .
- Comme (\mathbb{N}^d, \leq) forme un bel ordre, la suite $(\overline{u_k})_{k \in \mathbb{N}}$ admet une sous-suite croissante pour \leq . On peut donc se ramener au cas où $(\overline{u_k})_{k \in \mathbb{N}}$ est croissante.

Notons $J \subseteq I$ l'ensemble des coordonnées bornées dans les $\overline{u_k}$. Formellement, on définit

$$J = \{j \in I \mid \sup \{\overline{u_k}(j) \mid k \in \mathbb{N}\} \text{ est fini}\}, \text{ et pour } j \in J, \quad h_j = \max \{\overline{u_k}(j) \mid k \in \mathbb{N}\}$$

Il nous faut maintenant définir des mots u et v vérifiant les trois points du théorème. Commençons par fabriquer u satisfaisant le point 1 :

- Pour que les coordonnées dans J des $\overline{u_k}$ soient positives pour chaque $k \in \mathbb{N}$, on construit u'_k en retirant de u_k pour tout $j \in J$ les h_j premières actions qui font décroître la coordonnée j (ou moins s'il n'y en a plus). On obtient ainsi $\overline{u'_k}(j) \geq 0$ pour tout $k \in \mathbb{N}$ et $j \in J$.
- Posons $\xi = \{|\overline{a}(i)| \mid a \in A, i \in I\}$. Lors du passage de u_k à u'_k , les coordonnées $i \in I \setminus J$ ne peuvent décroître d'au plus $\xi \times \sum_{j \in J} h_j$. Par ailleurs, comme $(\overline{u_k})_{k \in \mathbb{N}}$ est croissante et que pour tout $i \in I \setminus J$, la suite d'entiers $(\overline{u_k}(i))_{k \in \mathbb{N}}$ tend vers l'infini, il existe un $k_0 \in \mathbb{N}$ tel que pour tout $i \in I \setminus J$, $\overline{u_{k_0}}(i) > \xi \times \sum_{j \in J} h_j$. On en déduit que $\forall i \in I \setminus J, \overline{u_{k_0}}(i) > 0$.

Par conséquent, le mot u'_{k_0} vérifie le point 1 : $\overline{u'_{k_0}} > \mathbf{0}$.

Maintenant, procédons de façon similaire sur les v_k . Pour tout $j \in J$, $(\overline{u_k}(j))_{k \in \mathbb{N}}$ est borné, donc $(\mathbf{x}_k(j))_{k \in \mathbb{N}}$ est borné également par $\ell_j = h_j + \mathbf{x}_{\text{init}}(j)$. On construit alors v'_k en retirant de v_k pour tout $j \in J$ les ℓ_j premières actions qui font décroître la coordonnée j . Tous les v'_k vérifient le point 2 (avec $u = u'_{k_0}$), puisque si pour un $i \in I$, $\overline{u'_{k_0}}(i) = 0$, alors $i \in J$, d'où $\overline{v'_k}(i) \geq 0$.

Enfin, en prenant $k_1 = 1 + \xi \times \sum_{j \in J} \ell_j$, on a $\overline{v_{k_1}}(i) \leq k_1$, d'où $\overline{v'_{k_1}}(i) < 0$, et v'_{k_1} vérifie aussi le point 3. Finalement, u'_{k_0} et v'_{k_1} vérifient les trois points, ce qui montre l'implication directe.

Réciproquement, supposons qu'il existe deux mots $u, v \in A^*$ vérifiant les points 1, 2, et 3. Soit \mathbf{x}_{init} une configuration à partir de laquelle u est franchissable (on choisit des coordonnées aussi grandes que nécessaire). Montrons que $\mathcal{L}(S, \mathbf{x}_{\text{init}})$ n'est pas rationnel.

Soit $k \in \mathbb{N}$. Notons $\rho = \max \{-\overline{v}(i) \mid i \in I\}$, et montrons alors que $u^{\rho \times k} v^k \in \mathcal{L}(S, \mathbf{x}_{\text{init}})$.

- D'après le point 1, on a $\overline{u} > \mathbf{0}$, donc $\mathbf{x}_{\text{init}} + \overline{u} > \mathbf{x}_{\text{init}}$. Comme u est franchissable à partir de \mathbf{x}_{init} , le mot $u^{\rho \times k}$ l'est également. Posons $\mathbf{x}_k = \mathbf{x}_{\text{init}} + \overline{u^{\rho \times k}}$ la configuration atteinte.
- D'après le point 2, si pour un $i \in I$, on a $\overline{v^k}(i) < 0$, alors $\overline{u}(i) > 0$, d'où $\mathbf{x}_k(i) \geq \rho \times k$. Par définition de ρ , on en déduit que $\overline{v^k}$ a bien les ressources nécessaires pour se déclencher à partir de \mathbf{x}_k , donc est bien franchissable. Posons $\mathbf{y}_k = \mathbf{x}_k + \overline{v^k}$ la nouvelle configuration atteinte.
- Enfin, d'après le point 3, il existe un $i \in I$ tel que $\overline{v}(i) < 0$, d'où $\overline{v^k}(i) \leq -k$.

Par conséquent, l'exécution $\mathbf{x}_{\text{init}} \xrightarrow{u^{\rho \times k}}_S \mathbf{x}_k \xrightarrow{v^k}_S \mathbf{y}_k$ vérifie la propriété (1) pour ce k . On notera que \mathbf{x}_{init} est bien indépendant de k . Le langage $\mathcal{L}(S, \mathbf{x}_{\text{init}})$ n'est donc pas rationnel, et S n'est pas structurellement rationnel. \square

6 Calcul des configurations maximales rationnelles

on fait plus puisqu'on calcule les éléments minimaux pour lesquels le VAS n'est pas rationnel

Définition 28. Pour un VAS S , une configuration $\mathbf{x} \in \mathbb{N}^d$ est *rationnelle pour S* si $\mathcal{L}(S, \mathbf{x})$ est rationnel.

Nous allons considérer l'ensemble des configurations \mathbf{x} pour lesquelles $\mathcal{L}(S, \mathbf{x})$ est rationnel et son complémentaire, l'ensemble des configurations \mathbf{x} pour lesquelles $\mathcal{L}(S, \mathbf{x})$ n'est pas rationnel. Dans cette partie, le comportement d'un VAS est donc étudié à partir de l'ensemble de ses configurations initiales possibles c'est-à-dire pour tout les $\mathbf{x} \in \mathbb{N}^d$. Posons donc :

$$\mathcal{R}(S) \stackrel{\text{def}}{=} \{\mathbf{x} \in \mathbb{N}^d \mid \mathcal{L}(S, \mathbf{x}) \text{ est rationnel}\}$$

Rappelons que nous notons $\overline{\mathcal{R}(S)} = \mathbb{N}^d - \mathcal{R}(S)$. Montrons que si $\mathcal{L}(S, \mathbf{x})$ n'est pas rationnel alors $\mathcal{L}(S, \mathbf{x}')$ n'est pas rationnel pour tout $\mathbf{x}' \geq \mathbf{x}$ ce qui revient à dire que la propriété de non-rationalité est monotone.

Proposition 29. Pour tout VAS $S = (A, \lambda)$, on a $\overline{\mathcal{R}(S)} = \uparrow \text{Min}(\overline{\mathcal{R}(S)})$

Démonstration. Montrons d'abord que $\overline{\mathcal{R}(S)}$ est clos par le haut. Soit $\mathbf{x}, \mathbf{x}' \in \mathbb{N}^d$ deux configurations vérifiant $\mathbf{x} \leq \mathbf{x}'$. Supposons que $\mathcal{L}(S, \mathbf{x})$ ne soit pas rationnel.

D'après le théorème 12, il existe pour tout $k \in \mathbb{N}$ une exécution $\mathbf{x} \xrightarrow{u}_S \mathbf{y}_k \xrightarrow{v}_S \mathbf{z}_k$ vérifiant $\bar{v} = \mathbf{z}_k - \mathbf{y}_k \not\geq -k$. Comme $\mathbf{x} \leq \mathbf{x}'$, du fait de la monotonie des VAS, la séquence uv est aussi franchissable à partir de \mathbf{x}' , et l'on obtient l'exécution $\mathbf{x}' \xrightarrow{u}_S \mathbf{y}'_k \xrightarrow{v}_S \mathbf{z}'_k$, où $\mathbf{y}'_k = \mathbf{y}_k + (\mathbf{x}' - \mathbf{x})$ et $\mathbf{z}'_k = \mathbf{z}_k + (\mathbf{x}' - \mathbf{x})$.

On a alors $\mathbf{z}'_k - \mathbf{y}'_k = \bar{v} \not\geq -k$, donc (S, \mathbf{x}') ne satisfait pas non plus la propriété (1). On en déduit que $\mathcal{L}(S, \mathbf{x}')$ n'est pas rationnel.

L'ensemble $\text{Min}(\overline{\mathcal{R}(S)})$ est fini car \leq est un bel-ordre sur \mathbb{N}^d . On déduit que $\overline{\mathcal{R}(S)} = \uparrow \text{Min}(\overline{\mathcal{R}(S)})$ d'après la proposition 5. \square

Remarque. On en déduit que $\mathcal{R}(S) = \{\mathbf{x} \in \mathbb{N}^d \mid \mathcal{L}(S, \mathbf{x}) \text{ est rationnel}\}$ est clos par le bas. Nous allons calculer une représentation finie de $\mathcal{R}(S)$ en calculant $\text{Min}(\overline{\mathcal{R}(S)})$ qui est une représentation finie de son complémentaire $\overline{\mathcal{R}(S)}$.

Montrons maintenant que l'ensemble fini $\text{Min}(\overline{\mathcal{R}(S)})$ est calculable. On utilise pour cela sur un résultat de Valk & Jantzen [10].

Théorème 30 ([10] théorème 2.14). Soit $K \subseteq \mathbb{N}^d$ un ensemble clos par le haut. Alors $\text{Min}(K)$ est calculable si et seulement si pour tout $\mathbf{x} \in \mathbb{N}_\omega^d$, le prédicat $p_K(\mathbf{x}) = (\downarrow \mathbf{x} \cap K \neq \emptyset)$ est décidable.

Proposition 31. L'ensemble $\text{Min}(\overline{\mathcal{R}(S)})$ est fini et calculable pour tout VAS S .

Démonstration. Si $\mathbf{x} \in \mathbb{N}^d$, le prédicat $p_{\overline{\mathcal{R}(S)}}(\mathbf{x})$ est équivalent au prédicat " $\mathcal{L}(S, \mathbf{x})$ est rationnel". Reste à considérer les cas où certaines coordonnées de \mathbf{x} valent ω .

Montrons que le prédicat $p_K(\mathbf{x}) = (\downarrow \mathbf{x} \cap \mathbb{N}^d \cap K \neq \emptyset)$ est décidable pour $K = \overline{\mathcal{R}(S)}$. Le principe doit être le même que la preuve du théorème 3.11 (toujours dans Valk) pour les 4 ensembles de marquages étudiés. [la preuve est à faire!!!](#) \square

Proposition 32. L'ensemble des configurations rationnelles est clos par le bas et son ensemble d'idéaux maximaux est fini et calculable pour tout VAS S

Démonstration. On utilise le fait qu'on peut passer d'une représentation finie d'un ensemble clos par le haut dans \mathbb{N}^d à une représentation finie de son complémentaire (qui est clos par le bas) dans \mathbb{N}^d [5]. \square

Remarque. Pour tout VAS S , nous avons donc découpé l'ensemble \mathbb{N}^d des configurations initiales en deux sous-ensembles disjoints, $\mathcal{R}(S)$ et son complémentaire $\overline{\mathcal{R}(S)}$, tels que $\mathcal{R}(S)$ est clos par le bas (et $\overline{\mathcal{R}(S)}$ est clos par le haut). Quelle est la complexité du calcul de $\text{Min}(\overline{\mathcal{R}(S)})$? L'algorithme proposé demande de calculer $\text{Clover}(S)$ donc la complexité de l'algorithme est Ackermann. Ceci ne veut pas dire qu'on ne puisse pas faire mieux.

7 Commentaires

Vérifier qu'on peut énoncer Vidal-Naquet sur le graphe de couverture minimal défini par le graphe de Karp-Miller dans lequel on a gardé que les marquages maximaux.

Vérifier que ce nouveau graphe peut être obtenu à partir de Clover en ajoutant les transitions possibles (prolongées par continuité sur \mathbb{N}^d). Vérifier qu'il ne manque pas de transitions utiles.

Tenter de se débarrasser du graphe, de Clover, voire plus dans la preuve de Valk et Vidal-Naquet.

Simplifier le thm 12 pour avoir un calcul facile dans les cas faciles (borné).
 Voir Garey, Johnson : référence pour les problèmes de complexité sur les vecteurs
 Regarder taille de l'automate (minimal?) construit par GY et VVN. Est-ce Ackermann?
 Réduire la rationalité à la bornitude, la terminaison ou la couverture.
 Programme : recherche jusqu'au 15 juin écriture article du 15 juin au 15 juillet

8 Conclusion et perspectives

que sait-on décider et à quel coût pour les regular VASS?
 étudier le model checking pour CTL et CTL^* des regular VASS.

- On remarque qu'on peut décider la rationalité avec Clover et qu'on n'a pas besoin du graphe de couverture ni même de l'ensemble des configurations de ce graphe. Cet énoncé revient aussi à dire qu'un certain nombre de VAS associés à S sont bornés, ce qui a comme conséquence que la donnée de Clover est suffisante pour décider la rationalité d'un VAS. La preuve de VV nécessite la construction du graphe de couverture dont la taille est au pire Ackermann tandis que celle de yoeli n'utilise que l'ensemble des configurations du graphe de Karp-Miller; cela dit cet ensemble peut aussi être de taille Ackermann. Mais parfois l'ensemble des éléments maximaux de l'ensemble des configurations du graphe de Karp-Miller, appelé Clover, est petit et facile à calculer d'un point de vue algorithmique.
- appliquer aux affine VAS et aux very-WSTS.

9 Appendix

9.1 La relation d'équivalence de Ginzburg et Yoeli n'est pas d'index fini, Counter-example for Lemme 2 dans [4]

Ginzburg et Yoeli introduisent dans [4] une relation d'équivalence \equiv_S^{GY} sur les configurations et énoncent que $\mathcal{L}(S)$ est rationnel si et seulement si \equiv_S^{GY} admet un nombre fini de classes d'équivalence dans $Reach(S)$ ([4], Théorème 1).

S'il est vrai que $Reach(S)/\equiv_S^{GY}$ fini implique que $\mathcal{L}(S)$ est rationnel, la réciproque est fautive et nous donnerons un contre-exemple d'un langage $\mathcal{L}(S)$ rationnel tel que $Reach(S)/\equiv_S^{GY}$ est infini. Nous proposerons de reprendre l'idée de Ginzburg et Yoeli, mais en définissant une autre relation d'équivalence pour laquelle on obtiendra cette fois-ci l'équivalence entre la rationalité du langage et le quotient fini selon cette relation.

Définition 33 ([4] section 3). Soit $S = (A, \lambda, \mathbf{x}_{init})$ un VAS. La relation \equiv_S^{GY} est définie pour tout $\mathbf{x}, \mathbf{y} \in Reach(S)$ par :

$$\mathbf{x} \equiv_S^{GY} \mathbf{y} \text{ ssi } \forall w \in A^*, (\mathbf{x} + \overline{w} \in Reach(S) \Leftrightarrow \mathbf{y} + \overline{w} \in Reach(S))$$

ça donne quoi si on définit \equiv_S^{GY} sur tout \mathbb{N}^d ? Une classe de plus seulement? Une infinité?

Remarque. \equiv_S^{GY} est une relation d'équivalence sur l'ensemble $Reach(S)$ des configurations accessibles.

On aurait envie d'obtenir un résultat similaire à celui de Nérède, à savoir dire que $\mathcal{L}(S)$ est rationnel si et seulement si \equiv_S^{GY} admet un nombre fini de classes d'équivalence. Cela est malheureusement faux, puisque pour $\mathbf{x} \in Reach(S)$ et $w \in A^*$, l'écriture $\mathbf{x} + \overline{w} \in Reach(S)$ ne permet pas de dire si la séquence w est franchissable à partir de \mathbf{x} . Il pourrait en effet exister une autre séquence $w' \in A^*$ franchissable à partir de \mathbf{x} aboutissant à la configuration $\mathbf{x} + \overline{w'} = \mathbf{x} + \overline{w}$, voire même un moyen d'accéder à la configuration $\mathbf{x} + \overline{w} = \mathbf{x}_{init} + \overline{u}$ depuis la configuration initiale par une autre séquence d'action $u \in A^*$ sans que $\mathbf{x}_{init} + \overline{u}$ ne soit accessible depuis \mathbf{x} .

énoncer le lemma faux de Yoeli et expliquer et donner le contre-exemple Plus précisément sur la preuve de [non l'énoncé](#) de Ginzburg et Yoeli, avoir $Reach(S)/\equiv_S^{GY}$ fini implique bien $\mathcal{L}(S)$ rationnel, ce qui est prouvé en construisant explicitement l'automate. Par contre, la réciproque est fautive : L'erreur (avant-dernière ligne de la preuve du théorème 1 de [4]) était d'affirmer que savoir $\mathbf{x}_{init} + \overline{uw} \in Reach(S)$ pour $u \in \mathcal{L}(S)$ et $w \in A^*$ permettait d'en déduire que $uw \in \mathcal{L}(S)$.

On donne ci-dessous un contre-exemple pour illustrer ce point. Il est nécessaire de se placer au moins en dimension 3, car le résultat de Ginzburg et Yoeli reste vrai en dimension inférieure.

Ajouter preuve que le résultat reste vrai en dimension inférieure à 2.

Exemple 34. Soit le 3-VAS $S = (A = \{a, b, c\}, \lambda, \mathbf{x}_{\text{init}} = (0, 0, 0))$ dont les actions sont étiquetées par $\bar{a} = (1, 0, 0)$, $\bar{b} = (0, 1, -1)$ et $\bar{c} = (-1, -1, 1)$. Le langage reconnu $\mathcal{L}(S) = a^*$ est rationnel, et les configurations accessibles sont les $\mathbf{x}_n = (n, 0, 0)$ pour $n \in \mathbb{N}$.

Cependant, pour deux entiers $m > n > 0$, bien que $\mathcal{L}(S, \mathbf{x}_m) = \mathcal{L}(S, \mathbf{x}_n) = \mathcal{L}(S)$, on a $\mathbf{x}_m \not\equiv_S^{\text{GY}} \mathbf{x}_n$: Cela se constate en considérant la séquence d'actions $b^{n+1}c^{n+1}$ qui n'est jamais franchissable, mais qui vérifie $\mathbf{x}_m + \overline{b^{n+1}c^{n+1}} = (m - n - 1, 0, 0) \in \text{Reach}(S)$ alors que $\mathbf{x}_n + \overline{b^{n+1}c^{n+1}} = (-1, 0, 0) \notin \text{Reach}(S)$.

La relation \equiv_S^{GY} admet alors une infinité de classes d'équivalences $(\{\mathbf{x}_n\})_{n \in \mathbb{N}}$ sur S .

10 FSTTCS 2021

41st IARCS Annual Conference on Foundations of Software Technology and Theoretical Computer Science

FSTTCS 2021 : December 15–18, 2021. Post-conference workshops : December 19, 2021.

deadline : unknown but usually 15-25 july, say **15 july**

Submissions must be in electronic form via EasyChair using the LIPICs LaTeX style file. Submissions must not exceed 12 pages (excluding bibliography), but may include a clearly marked appendix containing technical details. The appendix will be read only at the discretion of the program committee. Simultaneous submissions to journals or other conferences with published proceedings are disallowed.

Références

- [1] Michel Blockelet and Sylvain Schmitz. Model checking coverability graphs of vector addition systems. In Filip Murlak and Piotr Sankowski, editors, *Mathematical Foundations of Computer Science 2011 - 36th International Symposium, MFCS 2011, Warsaw, Poland, August 22-26, 2011. Proceedings*, volume 6907 of *Lecture Notes in Computer Science*, pages 108–119. Springer, 2011.
- [2] Stéphane Demri. On selective unboundedness of VASS. *J. Comput. Syst. Sci.*, 79(5) :689–713, 2013.
- [3] Alain Finkel, Serge Haddad, and Igor Khmelnitsky. Minimal coverability tree construction made complete and efficient. In Barbara König and Jean Goubault-Larrecq, editors, *Proceedings of the 23rd International Conference on Foundations of Software Science and Computation Structures (FoSSaCS'20)*, *Lecture Notes in Computer Science*, pages 237–256, Dublin, Ireland, April 2020. Springer.
- [4] A. Ginzburg and M. Yoeli. Vector addition systems and regular languages. *Journal of Computer and System Sciences*, 20(3) :277–284, jun 1980.
- [5] Jean Goubault-Larrecq, Simon Halfon, P. Karandikar, K. Narayan Kumar, and Philippe Schnoebelen. The ideal approach to computing closed subsets in well-quasi-orderings. In Peter M. Schuster, Monika Seisenberger, and Andreas Weiermann, editors, *Well-Quasi Orders in Computation, Logic, Language and Reasoning*, volume 53 of *Trends In Logic*, pages 55–105. Springer, 2020.
- [6] Slawomir Lasota. Improved ackermannian lower bound for the VASS reachability problem. *CoRR*, abs/2105.08551, 2021.
- [7] Jérôme Leroux. The reachability problem for petri nets is not primitive recursive. *CoRR*, abs/2104.12695, 2021.
- [8] Michael Rabin and Dana Scott. Finite automata and their decision problems. *IBM Journal of Research and Development*, 3 :114–125, 04 1959.
- [9] R. Valk and G. Vidal-Naquet. Petri nets and regular languages. *J. Comput. Syst. Sci.*, 23 :299–325, 1981.
- [10] Rüdiger Valk and Matthias Jantzen. The residue of vector sets with applications to decidability problems in petri nets. *Acta Informatica*, 21 :643–674, 1985.
- [11] Rüdiger Valk and G. Vidal. On the rationality of petri net languages. In Hans Tzschach, H. Waldschmidt, and Hermann K.-G. Walter, editors, *Theoretical Computer Science, 3rd GI-Conference, Darmstadt, Germany, March 28-30, 1977, Proceedings*, volume 48 of *Lecture Notes in Computer Science*, pages 319–328. Springer, 1977.