HAL open science

Décomposition en Polygones de forme Étoile - Application à la Détection de Pièces

Hervé Locteau

▶ To cite this version:

Hervé Locteau. Décomposition en Polygones de forme Étoile - Application à la Détection de Pièces. CIFED - Colloque International Francophone sur l'Écrit et le Document - 2012, Mar 2012, Bordeaux, France. hal-00762857

HAL Id: hal-00762857

https://inria.hal.science/hal-00762857v1

Submitted on 8 Dec 2012

HAL is a multi-disciplinary open access archive for the deposit and dissemination of scientific research documents, whether they are published or not. The documents may come from teaching and research institutions in France or abroad, or from public or private research centers.

L'archive ouverte pluridisciplinaire **HAL**, est destinée au dépôt et à la diffusion de documents scientifiques de niveau recherche, publiés ou non, émanant des établissements d'enseignement et de recherche français ou étrangers, des laboratoires publics ou privés.

Décomposition en Polygones de forme Étoile – Application à la Détection de Pièces

Hervé Locteau

Loria - Équipe Qgar - UMR 7503
Campus scientifique – B.P. 239
54506 Vandœuvre-lès-Nancy

Herve.Locteau@loria.fr

RÉSUMÉ. *Dans cet article, nous nous intéressons à la décomposition d'une scène polygonale en polygones de forme étoilée. Nous proposons l'emploi d'un algorithme A* afin de définir une partition dont le nombre de régions est minimal. L'approche peut être apparentée à un problème de classification non supervisée des différents segments. En employant le complexe de visibilité, nous sommes ramenés à la manipulation de nombres entiers exclusivement. Nous évaluons les performances de cet algorithme dans le contexte d'un projet de rétroconversion de plans architecturaux afin de détecter les pièces d'un logement dont les murs ont précédemment été extraits.*

ABSTRACT. *This paper reads about the star-shaped decomposition problem of a polygonal scene. We investigate the use of a A* algorithm to define a partition whom number of regions has to be minimized. Such an approach can be viewed as an unsupervised classification task of the segments. Taking advantage of the visibility complex, finally we just manipulate integer numbers. We evaluate the relevance of this proposal with respect to a reengineering project of floor plans to extract the rooms of a dwelling, whom walls have been already detected.*

MOTS-CLÉS : *Segmentation, Polygones de forme étoilée, Algorithme A*, Analyse d'images de documents, Plans architecturaux.*

KEYWORDS: *Segmentation, Star-shaped polygon, A* algorithm, Document image analysis, floor plans.*

1. Introduction

1.1. *Contexte*

Dans le cadre du projet européen ScanPlan, nous nous intéressons à l'interprétation de plans d'habitations. Nous souhaitons mettre en place un outil de numérisation permettant d'automatiser autant que faire se peut l'étape de modélisation d'un logement à partir de son plan d'architecture. Nous nous intéressons plus spécifiquement à l'extraction des pièces. Dans (Locteau *et al.*, 2010), nous avons pour cela proposé d'aborder cette tâche en deux temps : l'extraction des primitives graphiques (murs et hypothèse de portes) d'abord, l'extraction des pièces ensuite. Les conventions graphiques étant multiples et variables au fil des ans, la détection des murs a été abordée en ne considérant que des murs noirs épais. Dans (de las Heras *et al.*, 2011), cette limitation a été par la suite levée en détectant automatiquement les motifs, rendant par là même le système adaptatif. Dans (Locteau *et al.*, 2010), la détection de pièces est effectuée en considérant une pièce comme étant une région approximativement convexe. Les différentes pièces sont extraires en scindant récursivement le logement jusqu'à l'obtention d'une partition pour laquelle la convexité de chaque région est suffisante. L'analyse des résultats sur un corpus réel de documents architecturaux a pu montré que le choix d'une coupure n'était pas toujours optimal. Ceci s'explique principalement par le fait que les coupures sont effectuées successivement, et non de concert. Dans cet article, nous nous intéressons au problème de segmentation d'un polygone en régions polygonales de forme étoile. Nous proposons pour cela un algorithme de décomposition et l'évaluons dans le cas spécifique de la détection de pièces sur des documents architecturaux.

1.2. *Décomposition en Polygones de forme étoile*

La décomposition en polygones de forme étoile peut être liée aux problèmes de surveillance d'une gallerie d'art. Pour ces derniers (Ghosh, 2010), le problème général consiste à déterminer le nombre minimal de gardiens (et leurs emplacements) afin de veiller sur les œuvres réparties dans un bâtiment. La vision d'un gardien est un polygone de forme étoile.

Toutefois, alors que ce dernier problème concerne la recherche d'une couverture des régions (ou des contours), la décomposition induit une partition. Les régions de celle-ci sont disjointes deux à deux. La plupart des algorithmes abordant ces problèmes apportent des solutions approximatives, notamment lorsque des trous sont présents, mais ce dernier terme n'est finalement que rarement évalué (Bottino *et al.*, 2011). Dans le cas d'une décomposition d'un polygone sans trous en polygones de forme étoile, (Keil, 1985) propose de résoudre le problème en $\Theta(n^5 r^2 \log n)$ tant lorsque le nombre de régions est minimisé que lorsqu'il s'agit d'une minimisation de la somme des périmères des régions (r désigne ici le nombre de sommets localement concaves).

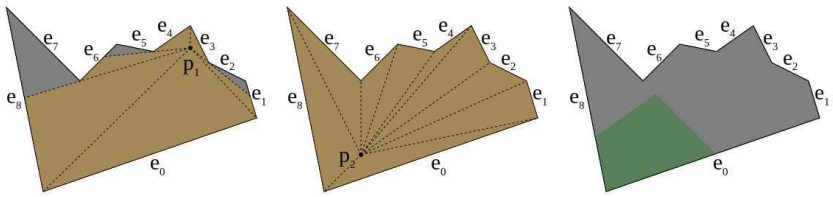


Figure 1. *Quelques concepts en image : polygone de visibilité d'un point ; polygone de forme étoile ; noyau d'un polygone.*

1.3. *Définitions*

Visibilité

Deux objets A et B sont visibles l'un pour l'autre si et seulement si on peut définir un segment les liant sans intersecter les autres objets de la scène. Dans notre cas, le type des objets A et B peut être `point` ou `segment`. Des relations de visibilité sont définies pour une paire de points, une paire de segments, une paire point-segment.

Polygone de visibilité d'un point

Le polygone de visibilité $V(p)$ d'un point p est est défini par l'ensemble des points visibles de l'espace (figure 1 (Gauche)).

Polygone de forme étoile

Un polygone P est dit *de forme étoile* si et seulement s'il existe au moins un point p interne à P tel que $P = V(p)$ (figure 1 (Centre)).

Noyau d'un polygone

L'ensemble des points p vérifiant $P = V(p)$ est appelé *noyau du polygone* P et est noté $K(P)$ (figure 1 (Droite)). On peut remarquer qu'un polygone convexe P quelconque vérifie $K(P) = P$.

Visibilité partielle d'un segment

Le *polygone de visibilité partielle* $VP(s)$ d'un segment s est défini par l'union des polygones de visibilité des points qui le compose : $VP(s) = \cup_{p \in s} V(p)$, à l'exeption de ses extrémités (figure 2).

Visibilité entière d'un segment

Le *polygone de visibilité entière* $VE(s)$ d'un segment s est défini par l'intersection des polygones de visibilité des points qui le compose : $VE(s) = \cap_{p \in s} V(p)$, à l'exeption de ses extrémités (figure 2).

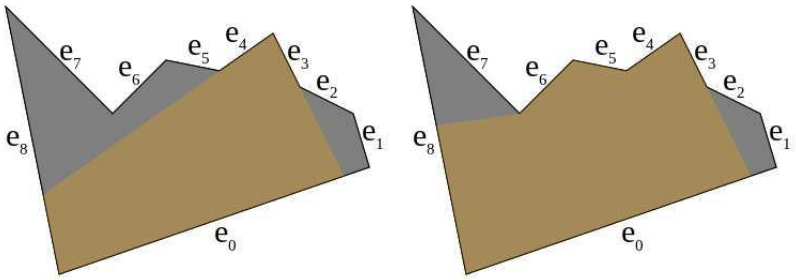


Figure 2. *Visibilité entière (à gauche) et partielle (à droite) d'un segment, ici,* e_3.

1.4. *Extraction du complexe de visibilité*

Le complexe de visibilité [1] (Pocchiola *et al.*, 1993) d'une scène polygonale est une structure de données permettant de représenter l'ensemble des relations de visibilité entre les différents objets de l'espace. Pour extraire cette structure, (Bottino *et al.*, 2011) extrait tout d'abord une partition intermédiaire, notée Π^0, à partir des *segments actifs*. Ces derniers définissent des frontières de visibilité. Pour chacun d'eux, en les traversant de gauche à droite ou inversement, se produit un *événement visuel* : une perte (ou un gain) de visibilité totale ou partielle d'un segment. De tels segments sont mis en évidence au niveau de la figure 3(haut). Au niveau de $\Pi^0 = \{z_i^0\}_i$, l'aspect des z_i^0 définit pour chaque segment visible, partiellement ou entièrement, le nombre d'intersections entre le polygone de visibilité d'un point de cette région avec ce segment : $\mathcal{A}(z_i^0) = \{\{(e_j, \nu_{i,j})\}_j\}$. Pour la vignette de gauche, en traversant le segment actif (en rouge) de droite à gauche, le nombre d'intersection avec e_0 est décrémenté tandis que le segment e_1 devient partiellement visible. Des propriétés analogues caractérisent la traversée du segment actif de la vignette de droite. En considérant l'ensemble des segments actifs, nous pouvons définir Π^0 (figure 3(bas,gauche)) et l'aspect de chaque région en propageant les événements visuels de proches en proches. On peut observer à ce titre l'aspects des régions $z_{35}^0, z_{38}^0, z_{46}^0, z_{47}^0$ situées autour du point d'intersection des deux segments actifs précédents :

$$\mathcal{A}(z_{35}^0) = \{(e_0,0),(e_1,1),(e_4,0),(\mathbf{e_6},\mathbf{1}),(\mathbf{e_7},\mathbf{0}),(e_8,0),(e_9,0),(e_{14},1)\}$$
$$\mathcal{A}(z_{38}^0) = \{(e_0,0),(e_1,1),(e_4,0),\qquad(\mathbf{e_7},\mathbf{1}),(e_8,0),(e_9,0),(e_{14},1)\}$$
$$\mathcal{A}(z_{46}^0) = \{\ (\mathbf{e_0},\mathbf{1}),\qquad(e_4,0),\qquad(e_7,1),(e_8,0),(e_9,0),(e_{14},1)\}$$
$$\mathcal{A}(z_{47}^0) = \{\ (e_0,1),\qquad(e_4,0),(\mathbf{e_6},\mathbf{1}),(\mathbf{e_7},\mathbf{0}),(e_8,0),(e_9,0),(e_{14},1)\}$$

1. Pour une définition formelle en géométrie algorithmique, voir (Riviere, 1997, Orti, 1997) par exemple.

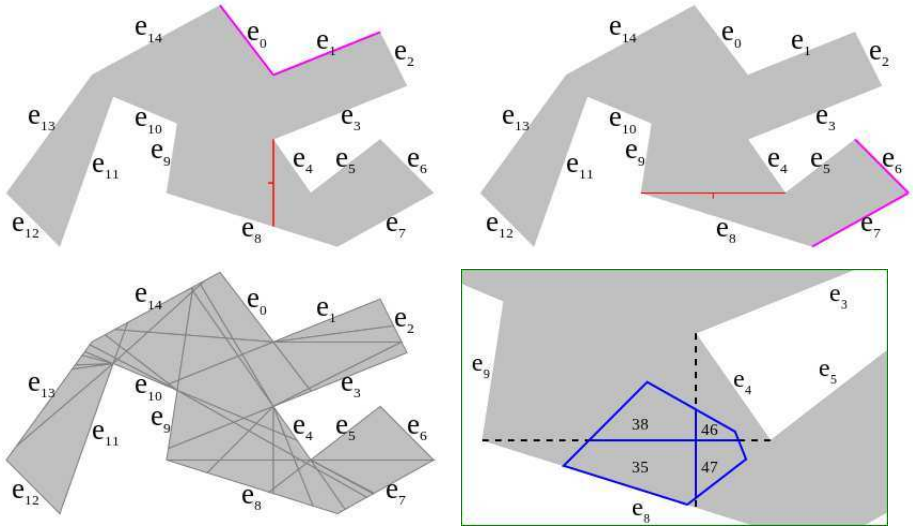


Figure 3. *Segments actifs définissant les frontières de la partition* Π^0 *(voir texte)*

La partition $\Pi = \{z_i\}_i$ définit une segmentation plus grossière en fusionnant les régions adjacentes de Π^0 voyant strictement et entièrement le même ensemble de segments, et constitue le complexe de visibilité.

Une fois extrait le complexe de visibilité d'un polygone, à partir des partitions Π^0 et Π, on a :

– $VP(s)$ est défini par : $\cup z_i^0 \in \Pi^0, s \in \mathcal{A}(z_i^0)$,

– $VE(s)$ est défini par : $\cap z_i^0 \in \Pi^0, s \in \mathcal{A}(z_i^0)$, ou à la granularité la plus faible, $VE(s) = \cup z_i \in \Pi, s \in \mathcal{A}(z_i)$,

– $V(v_i)$, pour v_i un sommet convexe, $VP(e_i) \cap VP(e_{i-1})$

– $V(v_i)$, pour v_i un sommet concave, $(VP(e_i)|v_i) \cup VP(e_{i-1})|v_i)$

où $VP(e_i)|v_i$ consiste à sélectionner les z_j^0 pour lesquels le segment visible immédiatement après (avant) e_i dans le sens trigonométrique (anti-) est plus loin que v_i.

2. Notre approche

2.1. *Formulation du problème*

Le problème de décomposition peut être apparenté à un problème de classification de segments en régions (classes) pour lequel le nombre de classes est inconnu et doit être minimisé. Notre approche de segmentation d'un polygone P s'appuie sur un critère géométrique pour définir l'homogénéité des régions R_i. Nous proposons de

construire un ensemble de régions de forme étoile, dont les noyaus sont non nuls, et dont l'union permet de voir l'ensemble des segments définissant le pourtour de P. À l'inverse du *problème (originel) de la gallerie d'art*, pour lequel on recherche le nombre minimal de gardiens permettant de surveiller la totalité de la gallerie, l'ensemble des régions doit constituer une partition du polygone P. Les régions doivent donc être disjointes deux à deux. Nous avons donc principalement quatre contraintes :

1) $card(\{R_i\})$ doit être minimal,

2) $K(R_i) \neq \emptyset \; \forall i$,

3) $\cup_i R_i = P$,

4) $R_i \cap R_j = \emptyset \; \forall i, j$.

2.2. *Stratégie proposée*

Pour parvenir à un nombre minimal de régions de forme étoile, dotons-nous d'un ordre prédéfini des segments. Soit $\{s_i\}_{0 \leq i < N}$ l'ensemble ordonné des segments définissant P.

Une segmentation optimale (au regard du critère (1)) peut être obtenue en *classant* par une fonction $\mu(.)$ un à un les segments s_j, soit dans une classe existante, soit dans une nouvelle classe.

Le processus de segmentation est dirigé par le biais d'un arbre de recherche pour lequel à la racine, une région est attribuée au segment s_0. On note alors $[\mu(x) = \omega_1, \forall x \in \{s_0\}]$ l'état 0. Si toutes les segmentations devaient être énumérées, les transitions vers les états $[\mu(x) = \omega_1, \forall x \in \{s_0, s_1\}]$ et $[\mu(x) = \omega_1, \forall x \in \{s_0\}, \mu(x) = \omega_2, \forall x \in \{s_1\}]$ seraient évaluées. Si ces deux états étaient valides, les transitions vers les états $[\mu(x) = \omega_1, \forall x \in \{s_0, s_1, s_2\}]$, $[\mu(x) = \omega_1, \forall x \in \{s_0, s_2\}, \mu(x) = \omega_2, \forall x \in \{s_1\}]$, $[\mu(x) = \omega_1, \forall x \in \{s_0\}, \mu(x) = \omega_2, \forall x \in \{s_1, s_2\}]$ et $[\mu(x) = \omega_1, \forall x \in \{s_0\}, \mu(x) = \omega_2, \forall x \in \{s_1\}, \mu(x) = \omega_3, \forall x \in \{s_2\}]$ seraient évaluées et ainsi de suite. De par le critère d'optimisation retenu, la construction de l'arbre est réalisée par un algorithme A*. Le traitement des états successifs est effectué à travers une file d'attente ordonnée par le nombre de classes (ou régions) et le nombre d'individus (ou segments) pris en considération.

2.3. *Réduction de l'espace de recherche*

De par le critère (2), le choix d'une classe déjà existante ω est contraint par l'existence d'un noyau non vide permettant de voir à la fois les segments $s_k, k \in [0, j-1], \mu(s_k) = \omega$ et s_j. Par le biais de la partition Π, le choix de ω est valide si $VE(s_j) \cap \bigcap VE(s_k), \mu(s_k) = \omega, k \in [0, j-1] \neq \emptyset$.

Soit un segment e_i dont le polygone de visibilité entière est $VE(e_i)$. Si $VE(e_i) \subset VE(e_j), j = i \pm 1$, cela signifie que *voir* le segment e_i implique *voir* le segment

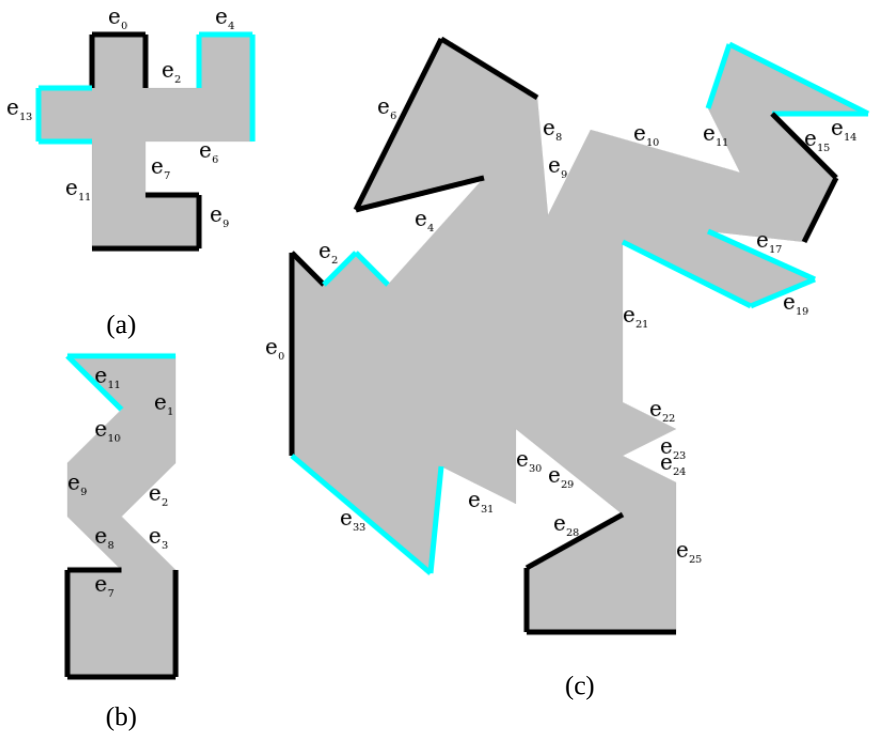


Figure 4. *Super-segments détectés (polylignes épaisses) pour quelques polygones. Seul le segment légendé au niveau d'un super-segment peut être considéré dans notre processus de segmentation.*

e_j. Puisque les segments i et j sont adjacents, il vient $\mu(e_i) = \mu(e_j)$. En étendant progressivement le voisinage du segment e_i, on peut définir un *super-segment* de noyau $VE(e_i)$ et réduire la profondeur de l'arbre de recherche. Nous reportons au niveau de la figure 4 le résultat de cette identification. Deux super-segments ne pouvant pas se recouvrir, on remarquera que, au niveau de la figure 4(b), bien que $VE(e_{10}) \subset VE(e_9)$, e_{10} ne donne pas lieu à un super-segment car nous avons également $VE(e_8) \subset VE(e_9)$.

Le critère (4) implique une validation en deux étapes. Afin d'illustrer ce critère, nous nous appuyons tout d'abord sur la figure 5. Il apparaît clairement ici qu'aucune partition ne permet d'avoir à la fois $\mu(e_4) = \mu(e_{15})$ et $\mu(e_9) = \mu(e_{32})$. Cette contrainte dans l'espace de recherche peut être simplement évaluée par le biais des indices des segments. Soient $R_i = \{e_{i,0}, e_{i,1} \dots e_{i,a}\}$ et $R_j = \{e_{j,0}, e_{j,1} \dots e_{j,b}\}$ possédant respectivement $a + 1$ et $b + 1$ segments $\in P = \{e_0, e_1 \dots, e_n\} = \{(v_0, v_1), (v_1, v_2) \dots (v_n, v_0)\}$. Le choix du sommet d'indice 0 est indifférent mais les sommets (les segments) successifs sont déterminés par le parcourt trigonométrique

du contour de P à partir de v_0. Du point de vue ensembliste, puisqu'un segment n'apparait que dans une unique région *in fine*, $R_i \cap R_j = \emptyset$. Du point de vue géométrique, telles que R_i et R_j sont définies, nous avons également :

$$\forall\, 0 \leq k \leq a, dst(e_{i,k}) \neq src(e_{i,k+1}), \forall\, 0 \leq l \leq b, dst(e_{j,l}) \neq src(e_{j,l+1})$$

$$\Rightarrow \quad \begin{cases} dst(e_{i,k}) \leq dst(e_{j,l}) < src(e_{j,l+1}) \leq src(e_{i,k+1}) \\ \vee \\ dst(e_{j,l}) \leq dst(e_{i,k}) < src(e_{i,k+1}) \leq src(e_{j,l+1}) \end{cases}$$

Dans le cas de notre exemple, $v_{16} < v_{33} < v_4$ mais $v_4 < v_9 < v_{16}$.

Prenons maintenant le cas illustré par la figure 6. On évalue la possibilité d'ajouter le segment (v_2, v_3) à la région R_1 pour obtenir $R_1 = \{e_{1,0} = (v_{26}, v_0), e_{1,1} = (v_0, v_1), e_{1,2} = (v_1, v_2), e_{1,3} = (v_2, v_3)\}$ en présence d'une région $R_2 = \{e_{2,0} = (v_3, v_4), e_{2,1} = (v_9, v_{10}), e_{2,2} = (v_{10}, v_{11}), e_{2,3} = (v_{24}, v_{25})\}$. Le test de planarité des régions est passé avec succés puisque :

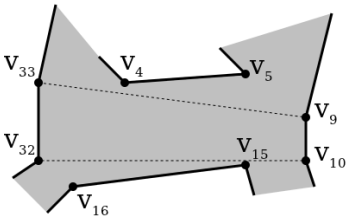
$dst(e_{2,3}) \leq src(e_{1,0}) < dst(e_{1,3}) \leq src(e_{2,0})$ (en effet, $v_{25} \leq v_{26} < v_3 \leq v_3$) et
$dst(e_{1,3} \leq dst(e_{2,2}) < src(e_{2,3}) \leq src(e_{1,0})$ (en effet, $v_3 \leq v_{11} < v_{24} \leq v_{26}$) et
$dst(e_{1,3} \leq dst(e_{2,0}) < src(e_{2,1}) \leq src(e_{1,0})$ (en effet, $v_3 \leq v_4 < v_9 \leq v_{26}$)

Il faut par ailleurs s'assurer que, pour chaque région, autant celle qui aggrège un nouveau segment que les autres, la bordure externe de celle-ci peut être close. Pour la région R_1, il faut trouver un chemin liant v_3 à v_{26} sans pour autant bloquer les hypothèses de fermeture de la région R_2, entre v_{25} et v_3 d'une part, entre v_{11} et v_{24} et v_4 et v_9 d'autre part. De tels chemins sont obtenus en étudiant le graphe de visibilité entre les sommets *disponibles*, à savoir : les sommets des segments non évalués jusqu'alors ainsi que les sommets localisés aux extrémités des courbes partiellement closes. Dans notre exemple, les segments $(v_{11}, v_{12}), (v_{22}, v_{23}), (v_{23}, v_{24}), (v_{25}, v_{26})$ n'ont pas été analysés. Par ailleurs, les sommets v_{11}, v_{24} et v_{25} correspondent à des discontinuités de R_2. On peut voir aisément qu'aucun chemin valide ne permet de *fermer* R_1 sans violer les contraintes de planarité. L'ajout du segment (v_2, v_3) à la région R_1 est alors une hypothèse rejetée.

Indépendamment des autres régions, précisons qu'un chemin n'est valide entre deux sommets v_s et v_d qu'à condition de trouver une séquence $(v_{c_0} \ldots v_{c_p}) \in \{v_0 \ldots v_n\}^{c_p+1}$ vérifiant :

– si $s < d$, $s < c_0 < c_1 \ldots < c_p < d$,
– si $s > d$, $s < c_0 < c_1 \ldots < c_k \leq n$ et $0 \leq c_{k+1} < c_{k+2} \ldots < c_p < d$.

On peut remarquer au passage que la fermeture de R_2 entre les sommets V_{25} et v_3 implique nécessairement les segments e_{25} et e_2. Le traitement du segment e_2 conduit à partir de l'état $[\mu(x) = \omega_1, \forall x \in \{e_0, e_1, e_{26}\}, \mu(x) = \omega_2, \forall x \in \{e_3, e_9, e_{10}, e_{24}\}]$ à l'état $[\mu(x) = \omega_1, \forall x \in \{e_0, e_1, e_{26}\}, \mu(x) = \omega_2, \forall x \in \{e_2, e_3, e_9, e_{10}, e_{24}\}]$.



En notant e_i le segment (orienté) liant v_i à v_{i+1}, où $v_i = src(e_i)$ et $v_{i+1} = dst(e_i)$, il vient :

– `Si` $\mu(e_4) = \mu(e_{15})$ `Alors` $\mu(e_9) \neq \mu(e_{32})$, ou (selon l'ordre d'analyse des segments)

– `Si` $\mu(e_9) = \mu(e_{32})$ `Alors` $\mu(e_4) \neq \mu(e_{15})$.

Figure 5. *Test de planarité lors de l'ajout d'un segment*

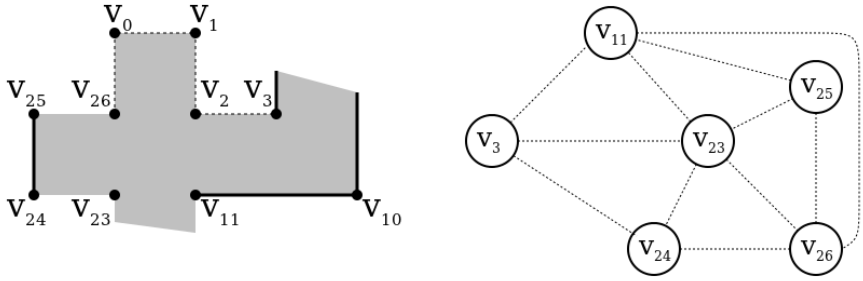


Figure 6. *Test de fermeture d'une région*

2.4. *Ordonnancement des segments*

Le processus décrit ci-avant permet de découvrir la segmentation optimale d'un polygone en identifiant les régions simultanément. Durant la phase exploratoire de l'espace des paramètres, chaque région est en compétion avec les autres en présence d'une nouvelle ressource (un segment). De par les contraintes géométriques, l'ordre de traitement des segments impactera le processus. Le tableau 1 illustre en ce sens l'impact du choix d'un sommet de référence lorsque les segments sont présentés dans un ordre trigonométrique. Nous avons généré l'ensemble des permutations cycliques de $\{e_i\}_{0 \leq i < n}$, $\{s_i^j = e_{\pi(i+j)}\}_{0 \leq i,j < n}$ du polygone de la figure 4(a). La vitesse de convergence, ainsi que la complexité, temporelle et spatiale, apparaissent très variables, même pour un polygone de 8 segments (si on considère les supers-segments) seulement.

Pour palier ces variations, il est souhaitable de s'affranchir de la définition initiale du polygone à segmenter. En ce sens, nous voulons placer au rang i en priorité le segment dont l'interaction avec les $i-1$ segments précédents est minime. Pour ce faire, nous proposons la mesure d'ordonnancement dont l'algorithme est fourni en figure 7. Cet ordonnancement conduit à une solution valide au terme de l'exploration du 7ième

π	I.R.	I.R.S.	I.V.	I.M.
0	14	15	32	56
1	9	9	9	31
4	12	24	24	38
6	9	11	49	50
7	7	8	8	32
11	14	15	19	60

I.R. : Itération à partir de laquelle on atteint le nombre optimum de Régions
I.R.S. : Itération à partir de laquelle on atteint le nombre optimum de Régions en traitant tous les Segments
I.V. : Itération de la première partition Valide
I.M. : Itération Maximale (pour une énumération des partitions valides)

Tableau 1. *Impact d'une permutation cyclique des segments pour le polygone de la figure 4(a)*

1. $\Gamma \leftarrow []$
2. $\forall i \in [0, n]$
3. $\quad N(e_i) \leftarrow \emptyset$
4. $\forall z_i \in \Pi$
5. $\quad \forall e_j, e_k \in \mathcal{A}(z_i)$
6. $\quad\quad N(e_j) \leftarrow N(e_j) \cup \{e_k\}$
7. $\quad\quad N(e_k) \leftarrow N(e_k) \cup \{e_j\}$
8. $Y \leftarrow \emptyset$
9. $\forall i \in [0, n]$
10. $\quad w(e_i) = |N(e_i)|$
11. $\quad Y \leftarrow Y \cup \{e_i\}$
12. `TantQue` $Y \neq \emptyset$
13. $\quad y^\star \arg\min_{y \in Y} w(y)$
14. $\quad \Gamma \leftarrow [\Gamma \;\; y^\star]$
15. $\quad Y \leftarrow Y \setminus \{y^\star\}$
16. $\quad \forall s \in N(y^\star) \cap Y$
17. $\quad\quad w(s) \leftarrow w(s) + N$

Figure 7. *Ordonnancement des segments (Γ est un ensemble ordonné)*

état (I.V. = 7) pour le polygone de la figure 4(a) et l'ordonnancement $[9\ 4\ 0\ 13\ 2\ 6\ 7\ 11]$. À titre d'illustration, nous fournissons le déroulé de l'algorithme d'ordonnancement sur ce problème (*cf.* tableau 2).

3. Application à la détection de pièces

Suite au processus de détection de murs sur une image de plan d'habitation (Locteau *et al.*, 2010), nous disposons d'un ensemble de rectangles. Cet ensemble permet de définir une scène polygonale à analyser où l'enveloppe externe peut être approximée par l'enveloppe convexe englobante des rectangles et où les rectangles

e_i	$N(e_i)$	$w(e_i)$	$w(e_i)$						
e_0	{2 6 7 11}	4	4	**4**	-	-	-	-	-
e_2	{0 4 6 7 11 13}	6	6	22	38	**54**	-	-	-
e_4	{2 6 13}	3	**3**	-	-	-	-	-	-
e_6	{0 2 4 7 11 13}	6	6	22	38	54	**70**	-	-
e_7	{0 2 6 9 11 13}	6	22	22	38	54	70	**86**	-
e_9	{7 11}	**2**	-	-	-	-	-	-	-
e_{11}	{0 2 6 7 9 13}	6	22	22	38	54	70	86	**102**
e_{13}	{2 4 6 7 11}	5	5	21	**21**	-	-	-	-

Tableau 2. *Déroulement de la fonction d'ordonnancement sur le polygone de la figure 4(a). À chaque itération, le nouvel élément est celui dont le poids est minimal (mis en évidence en gras).*

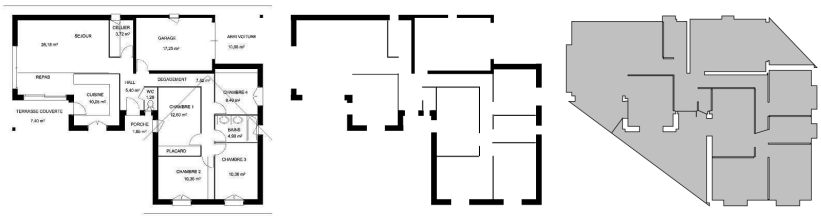


Figure 8. *De l'image de document au polygone à segmenter.*

eux-mêmes constituent des trous. En employant la même stratégie de simplification que dans (Locteau *et al.*, 2010), les murs sont reliés aux autres murs et à l'enveloppe externe. À titre d'illustration, nous reprenons au niveau de la figure 8 l'initialisation du problème sur un plan.

Sur cette même scène à décomposer, le polygone contient 163 segments, 26 super-segments, réduisant la taille du problème à 113 segments. Une première segmentation valide (voir figure 9) est obtenue pour l'itération 147.

4. Conclusion

Nous avons abordé dans cet article la décomposition d'un polygone en polygones de forme étoile. Pour cela, nous avons proposé l'usage d'un algorithme A* dans l'optique de minimiser le nombre de régions. Nos réflexions nous ont conduit à implémenter dans le cas général une mesure d'ordonnancement des segments, des états parcourus prenant en compte les relations de visibilité entre ces segments, la disjonction des régions. Pour un contexte applicatif donné, il convient très certainement d'apporter des optimisations supplémentaires. Alors que l'énumération des solutions et la sélection *a posteriori* de la meilleure partition, selon la densité des noyaux des polygones ou

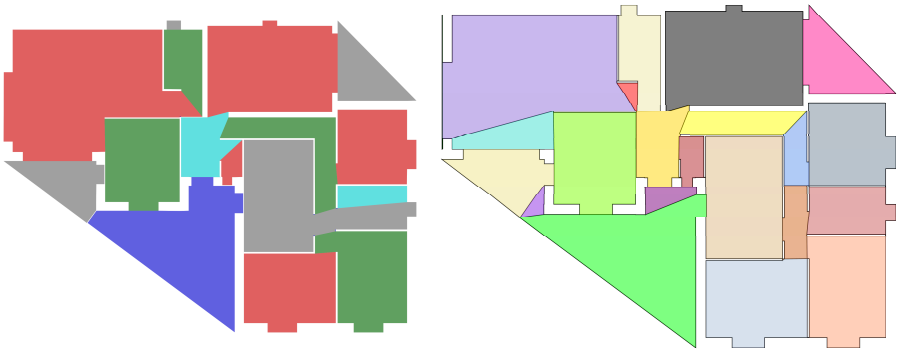


Figure 9. *Résultat obtenu pour un même polygone, pour une segmentation en polygones de forme étoile (à gauche), pour une segmentation en polygones approximativement convexe (à droite).*

selon le périmètre des régions (et donc, des coupures), est envisageable sur des problèmes synthétiques, la complexité devient trop importante pour des problèmes réels. À ce titre, nous envisageons à court terme d'ajouter un critère dans l'algorithme A* concernant la densité des noyaux. Cette propriété est en effet strictement décroissante lors de l'ajout des segments et constitue une voie prometteuse. Ceci nous permettra d'évaluer quantitativement notre approche. À plus long terme, il conviendra d'évaluer comment prendre en considération au mieux des données bruitées, tout comme nous avions traité de la convexité approximative des pièces dans de précédents travaux.

Remerciements

Ces travaux sont financés par l'Union Européenne (projet EUREKA 4462 ScanPlan).

5. Bibliographie

Bottino A., Laurenini A., « A nearly optimal algorithm for covering the interior of an Art Gallery », *Pattern recognition*, vol. 44, p. 1048-1056, 2011.

de las Heras L.-P., Mas J., Sánchez G., Valveny E., « Wall Patch-Based Segmentation in Architectural Floorplans », *International Conference on Document Analysis and Recognition*, Pékin, Chine, September, 2011.

Ghosh S. K., « Approximation algorithms for art gallery problems in polygons », *Discrete Applied Mathematics*, vol. 158, p. 718-722, 2010.

Keil J. M., « Decomposing a polygon into simpler components », *SIAM Journal of Computing*, vol. 14, p. 799-817, 1985.

Locteau H., Macé S., Salvatore T., Valveny E., « Extraction des pièces d'un plan d'habitation », *Colloque International Francophone sur l'Écrit et le Document*, Sousse, Tunisie, 2010.

Orti R., Radiosité Dynamique 2D et Complexe de Visibilité, Thèse de doctorat, Université Joseph Fourier, Grenoble I, 1997.

Pocchiola M., Vegter G., « The visibility complex », *9th Annual ACM Symposium on Computational Geometry*, Berkeley, États-Unis, p. 328-337, 1993.

Riviere S., Calculs de visibilité dans un environnement polygonal 2D, Thèse de doctorat, Université Joseph Fourier, Grenoble I, 1997.