Um Algoritmo Exato para um Problema de Galeria de Arte

Marcelo C. Couto
Pedro J. de Rezende
Cid C. de Souza

Instituto de Computação
UNICAMP

05/11/2010

História e Motivação

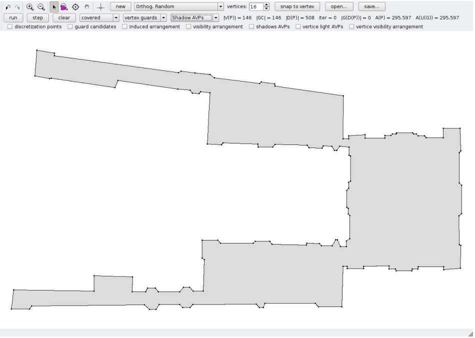
- Originalmente proposto por Victor Klee em 1973
  Qual a quantidade mínima de guardas suficiente para que todo o interior de uma galeria de arte seja observado?

História e Motivação

- Originalmente proposto por Victor Klee em 1973
  Qual a quantidade mínima de guardas suficiente para que todo o interior de uma galeria de arte seja observado?
- Exemplo: Louvre, França

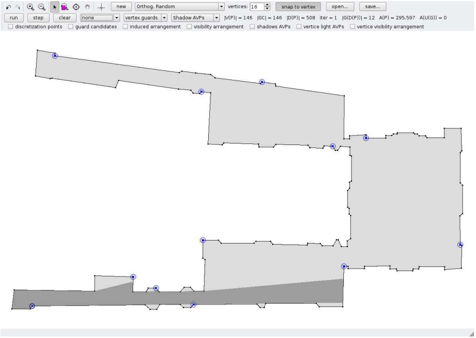
História e Motivação

- Originalmente proposto por Victor Klee em 1973
  Qual a quantidade mínima de guardas suficiente para que todo o interior de uma galeria de arte seja observado?
- Exemplo: Louvre, França



História e Motivação

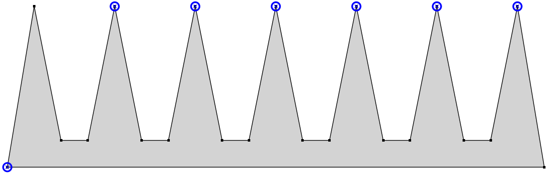
- Originalmente proposto por Victor Klee em 1973
  Qual a quantidade mínima de guardas suficiente para que todo o interior de uma galeria de arte seja observado?
- Exemplo: Louvre, França



Teorema da Galeria de Arte

- Chvátal

  $\lfloor \frac{n}{3} \rfloor$ *guardas são ocasionalmente necessários e sempre suficientes para cobrir um polígono de n vértices*



Teorema da Galeria de Arte

- Chvátal
  $\lfloor \frac{n}{3} \rfloor$ *guardas são ocasionalmente necessários e sempre suficientes para cobrir um polígono de n vértices*

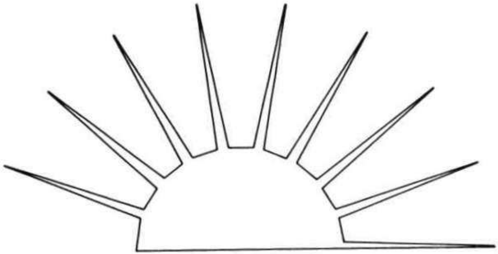


Fig. 4.1. A star polygon that requires $\lfloor n/3 \rfloor$ vertex guards.

Teorema da Galeria de Arte

- Chvátal
  $\lfloor \frac{n}{3} \rfloor$ *guardas são ocasionalmente necessários e sempre suficientes para cobrir um polígono de n vértices*

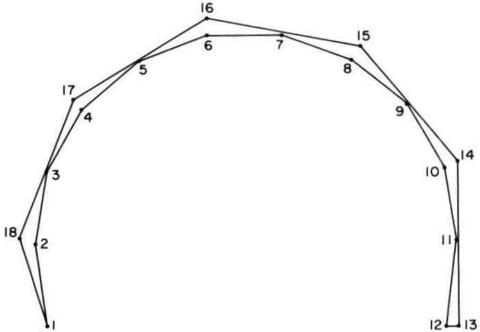
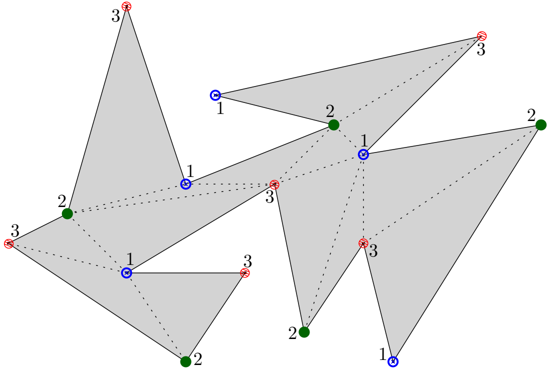


Fig. 4.7. A spiral polygon that requires $\lfloor n/3 \rfloor$ point guards.

Teorema da Galeria de Arte

- Chvátal
  $\lfloor \frac{n}{3} \rfloor$ *guardas são ocasionalmente necessários e sempre suficientes para cobrir um polígono de n vértices*
- Fisk, prova mais simples. Algoritmo que aloca $\lfloor \frac{n}{3} \rfloor$ guardas

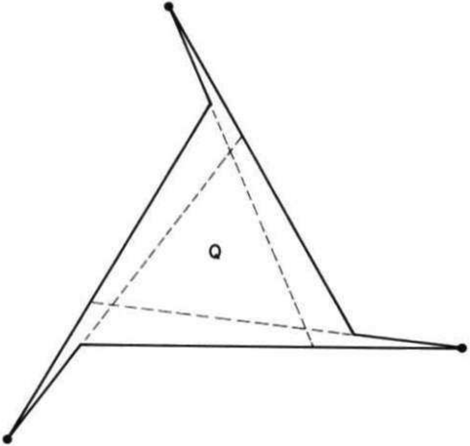


Casos Interessantes

- Cobertura das paredes mas não todo o interior:

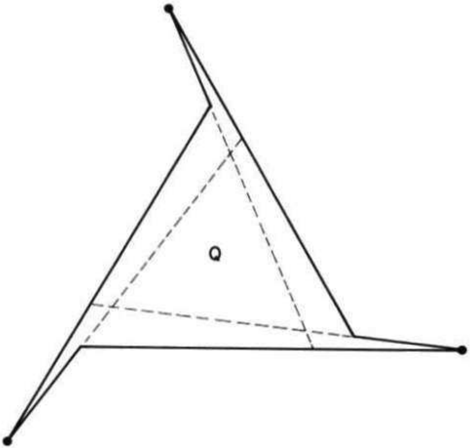
Casos Interessantes

- Cobertura das paredes mas não todo o interior:



Casos Interessantes

- Guardas só em vértices reflexos?



Casos Interessantes

- Guardas só em vértices reflexos?

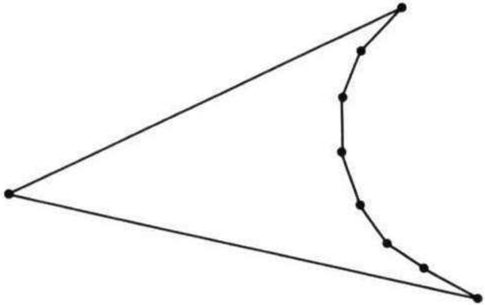
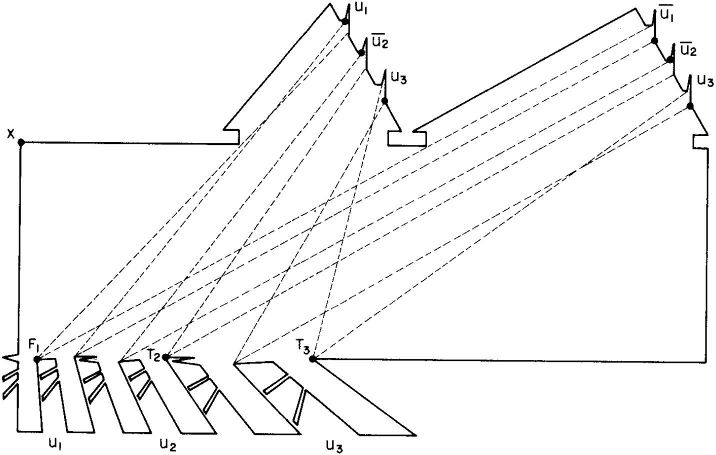


Fig. 1.26. Of a polygon's n vertices, as many as $n-3$ may be reflex.

NP-dificuldade

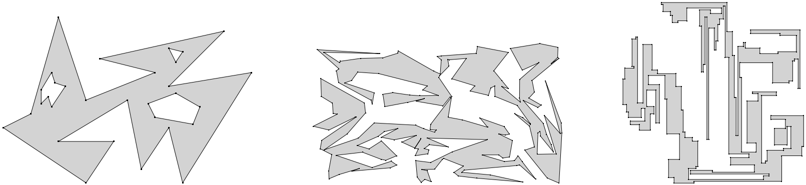
- Problema de minimização é NP-DIFÍCIL [Lee & Lin (1985)]



$$(u_1 \vee \overline{u_2} \vee u_3) \wedge (\overline{u_1} \vee \overline{u_2} \vee u_3)$$

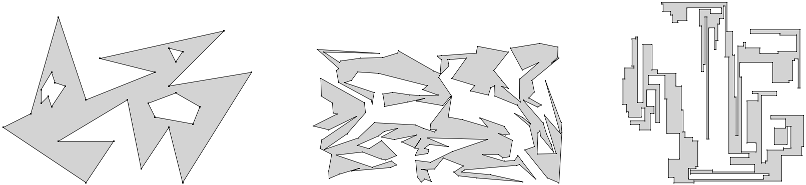
Variantes do Problema de Galeria de Arte

- Tipos de polígonos

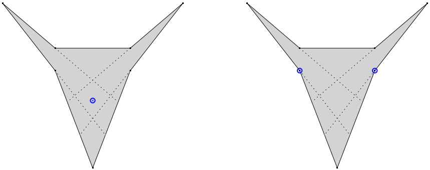


Variantes do Problema de Galeria de Arte

- Tipos de polígonos

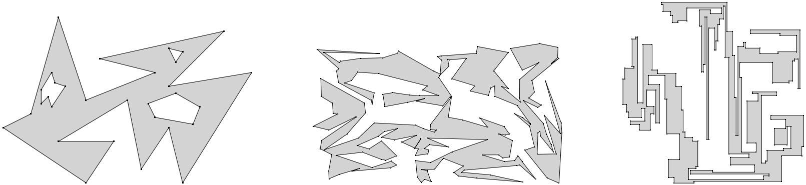


- Tipos de guardas
  - Estacionários
    - Nos vértices
    - No interior



Variantes do Problema de Galeria de Arte

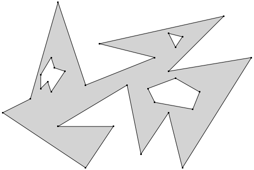
- Tipos de polígonos

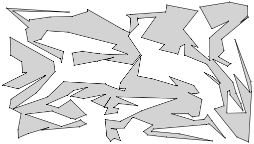


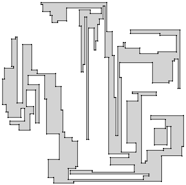
- Tipos de guardas
  - Estacionários
    - Nos vértices
    - No interior
  - Móveis
    - Em arestas
    - Em diagonais

Variantes do Problema de Galeria de Arte

- Tipos de polígonos



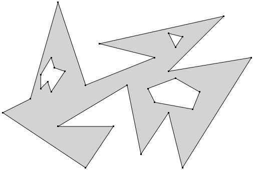
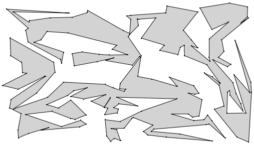
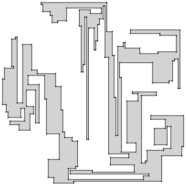




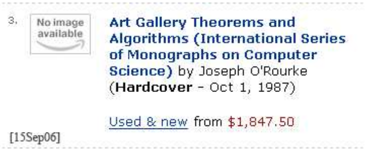
- Tipos de guardas
  - Estacionários
    - Nos vértices
    - No interior
  - Móveis
    - Em arestas
    - Em diagonais
- Outras: Restrições sobre propriedades geométricas
- *Surveys* de O'Rourke, Shermer, Urrutia, Ghosh.

Variantes do Problema de Galeria de Arte

- Tipos de polígonos

- Tipos de guardas
  - Estacionários
    - ★ Nos vértices
    - ★ No interior
  - Móveis
    - ★ Em arestas
    - ★ Em diagonais



- Outras: Restrições sobre propriedades geométricas
- *Surveys* de O'Rourke, Shermer, Urrutia, Ghosh.

Variante Ortogonal (OAGP)

- Kahn *et al.* (1983)
  $\lfloor \frac{n}{4} \rfloor$ *guardas são ocasionalmente necessários e sempre suficientes para cobrir um polígono ortogonal de n vértices*
- Problema de minimização também é NP-DIFÍCIL [Schuchardt *et al.* (1995)].

Resultados Conhecidos

- Algoritmos aproximados
  - $\log n$-aproximado [Ghosh (1987)]
  - $\log c_{opt}$-aproximado [Efrat e Har-Peled (1998)]
  - Eidenbenz (2002) provou que AGP é APX-difícil
  - Erdem e Sclaroff (2006): grade fixa e heurísticas PLI
- Tomás *et al.* (2006): baseado em programação por restrição
- Abordagem baseada em PLI para estimar limitantes [Baumgartner *et al.* (2010)]

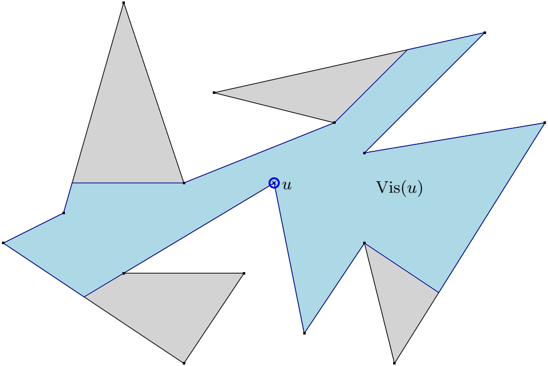
Objetivos

Estudar o problema de minimização do AGP para polígonos sem buracos e guardas estacionários nos vértices

- Propor um algoritmo exato que resolva à otimalidade, através do uso de PLI
- Mostrar a viabilidade prática do algoritmo
- Estudar diferentes estratégias para a discretização do polígono
- Realizar e analisar resultados experimentais

Região de Visibilidade $V(u)$

- Ângulo de visão de 360° e alcance ilimitado
- Um ponto v é visível por um ponto u se e somente se $\overline{uv}$ não intercepta o exterior de P
- Algoritmo de Joe e Simpson $O(n)$



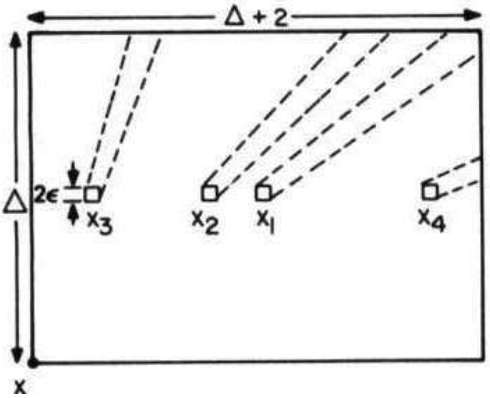
Região de Visibilidade $V(x)$

- Região de visibilidade em polígono de n vértices com buracos:

Região de Visibilidade $V(x)$

- Região de visibilidade em polígono de n vértices com buracos:

$$\Omega(n \log n)$$

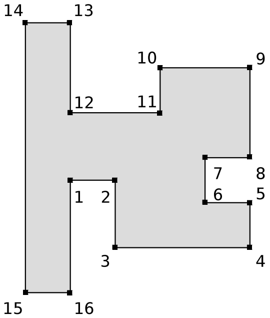


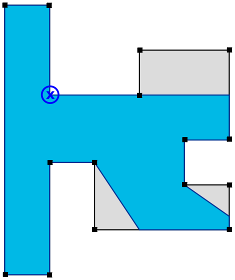
Conjunto de Vértice Guarda (CVG)

- Todo ponto $p \in P$ é visto por um ponto g do CVG G para P

Conjunto de Vértice Guarda (CVG)

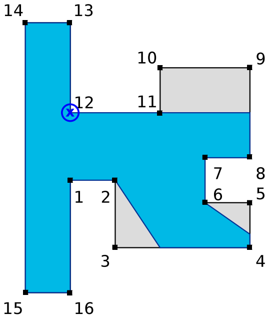
- Todo ponto $p \in P$ é visto por um ponto g do CVG G para P
- Um CVG G para P é qualquer subconjunto dos vértices de P onde $\bigcup_{g \in G} V(g) = P$

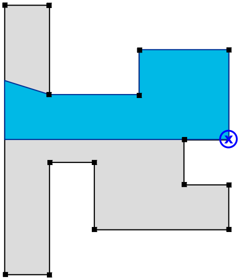




Conjunto de Vértice Guarda (CVG)

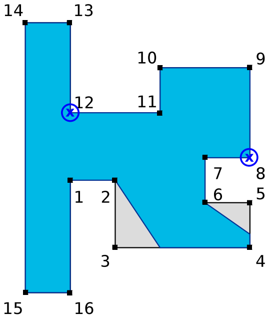
- Todo ponto $p \in P$ é visto por um ponto g do CVG G para P
- Um CVG G para P é qualquer subconjunto dos vértices de P onde $\bigcup_{g \in G} V(g) = P$

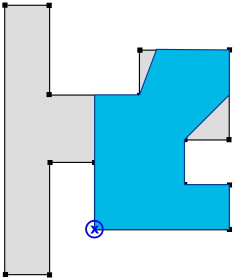




Conjunto de Vértice Guarda (CVG)

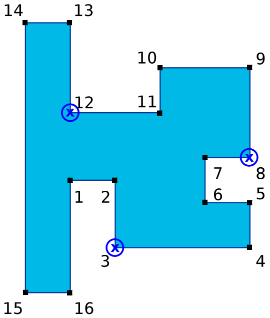
- Todo ponto $p \in P$ é visto por um ponto g do CVG G para P
- Um CVG G para P é qualquer subconjunto dos vértices de P onde $\bigcup_{g \in G} V(g) = P$

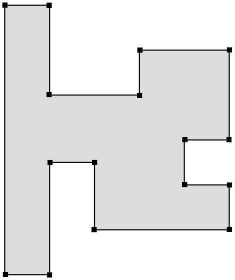




Conjunto de Vértice Guarda (CVG)

- Todo ponto $p \in P$ é visto por um ponto g do CVG G para P
- Um CVG G para P é qualquer subconjunto dos vértices de P onde $\displaystyle\bigcup_{g \in G} V(g) = P$





Conjunto de Vértice Guarda (CVG)

- Ótica alternativa para o AGP

$$\begin{aligned} \text{MIN} \quad & |G| \\ \text{tal que} \quad & \bigcup_{g \in G} \mathsf{Vis}(g) = P, \forall G \subset V \end{aligned}$$

Conjunto de Vértice Guarda (CVG)

- Ótica alternativa para o AGP

$$\begin{aligned} \text{MIN} \quad & |G| \\ \text{tal que} \quad & \bigcup_{g \in G} \mathsf{Vis}(g) = P, \forall G \subset V \end{aligned}$$

- Problema passa a ser combinatório

Conjunto de Vértice Guarda (CVG)

- Ótica alternativa para o AGP

$$\begin{aligned} \text{MIN} \quad & |G| \\ \text{tal que} \quad & \bigcup_{g \in G} \mathsf{Vis}(g) = P, \forall G \subset V \end{aligned}$$

- Problema passa a ser combinatório
- Pode ser visto como um **Problema de Cobertura de Conjuntos**

Conjunto de Vértice Guarda (CVG)

- Ótica alternativa para o AGP

$$\text{MIN} \quad |G|$$

$$\text{tal que} \quad \bigcup_{g \in G} \mathsf{Vis}(g) = P, \forall G \subset V$$

- Problema passa a ser combinatório
- Pode ser visto como um **Problema de Cobertura de Conjuntos**
  - Conjunto Universo U (todos os infinitos pontos de P)

Conjunto de Vértice Guarda (CVG)

- Ótica alternativa para o AGP

$$\text{MIN} \quad |G|$$
$$\text{tal que} \quad \bigcup_{g \in G} \mathsf{Vis}(g) = P, \forall G \subset V$$

- Problema passa a ser combinatório
- Pode ser visto como um **Problema de Cobertura de Conjuntos**
  - Conjunto Universo U (todos os infinitos pontos de P)
  - Família de subconjuntos de elementos de U (regiões de visibilidade dos vértices de P)

Conjunto de Vértice Guarda (CVG)

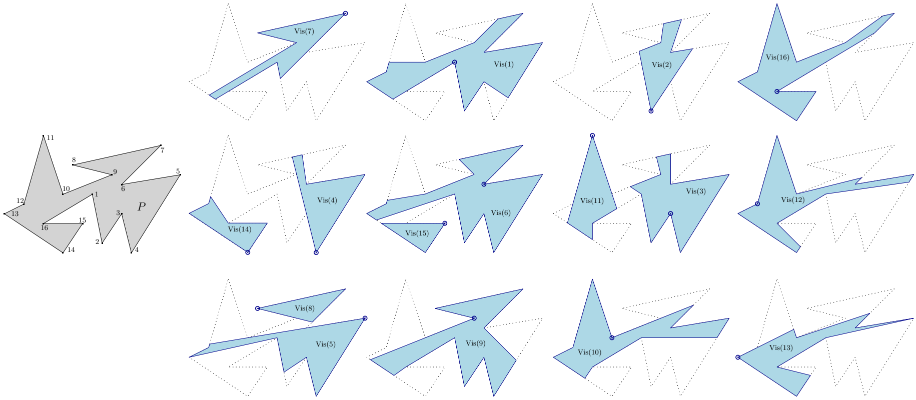
- Ótica alternativa para o AGP

$$\text{MIN} \quad |G|$$

$$\text{tal que} \quad \bigcup_{g \in G} \mathsf{Vis}(g) = P, \forall G \subset V$$

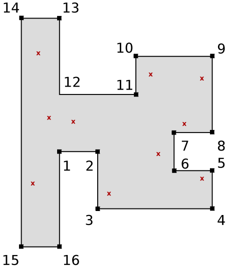
- Problema passa a ser combinatório
- Pode ser visto como um **Problema de Cobertura de Conjuntos**
  - Conjunto Universo U (todos os infinitos pontos de P)
  - Família de subconjuntos de elementos de U (regiões de visibilidade dos vértices de P)
  - Custo do uso de cada subconjunto (igual para todas as regiões)

Problema de Cobertura de Conjuntos



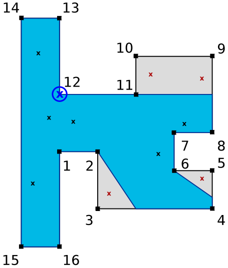
O Problema Discreto

- Impraticável construir e resolver SCP com infinitas restrições
- Discretizar P em um conjunto finito de pontos $D(P)$ representativos de P



O Problema Discreto

- Impraticável construir e resolver SCP com infinitas restrições
- Discretizar P em um conjunto finito de pontos $D(P)$ representativos de P



- Gerar uma matriz binária que contenha a informação de visibilidade

  Para cada ponto $i \in D(P)$,
  $a_{ij} = 1$ se i é visível por $j \in V_P$ e
  $a_{ij} = 0$ se i não é visível por $j \in V_P$

Formulação Problema Discreto

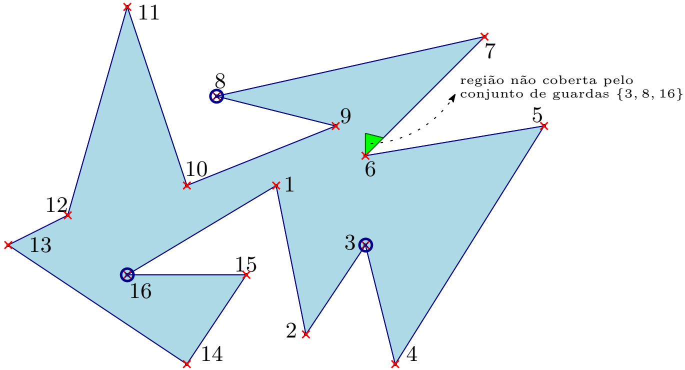
$$
\begin{aligned}
z &= \min \sum_{j \in V_P} x_j \\
& \text{t.q.} \sum_{j \in V_P} a_{ij} x_j \geq 1, \forall i \in D(P) \quad (1)
\end{aligned}
$$

$$
x_j = \begin{cases} 1, & \text{se } j \text{ pertence a solução} \\ 0, & \text{caso contrário.} \end{cases}
$$

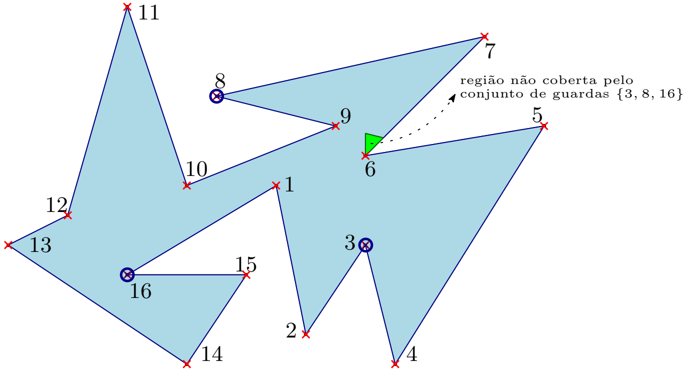
$$
a_{ij} = \begin{cases} 1, & \text{se } i \in V(j) \\ 0, & \text{caso contrário.} \end{cases}
$$

- O conjunto $Z = \{j \in V_P \mid x_j = 1\}$ é o conjunto solução
- (1) garante que cada ponto $i \in D(P)$ é visível por pelo menos um guarda selecionado
- A função objetivo minimiza a cardinalidade z do conjunto solução Z

Formulação Problema Discreto



Formulação Problema Discreto



Cobertura de $D(P)$ pode não ser CVG para P

Do Discreto ao Contínuo

- Cobertura de $D(P)$ pode não ser CVG para P
- Identificar, adicionar um novo ponto a $D(P)$ e resolver novamente
- Itera até solução ser viável, isto é, ser um CVG para P

$$\bigcup_{g \in Z} \mathrm{Vis}(g) = P.$$

Do Discreto ao Contínuo

- Cobertura de $D(P)$ pode não ser CVG para P
- Identificar, adicionar um novo ponto a $D(P)$ e resolver novamente
- Itera até solução ser viável, isto é, ser um CVG para P

$$\bigcup_{g \in Z} \mathsf{Vis}(g) = P.$$

- Em cada iteração resolve-se um problema NP-DIFÍCIL

Do Discreto ao Contínuo

- Cobertura de $D(P)$ pode não ser CVG para P
- Identificar, adicionar um novo ponto a $D(P)$ e resolver novamente
- Itera até solução ser viável, isto é, ser um CVG para P

$$\bigcup_{g \in Z} \mathrm{Vis}(g) = P.$$

- Em cada iteração resolve-se um problema NP-DIFÍCIL

A Solução é Ótima? O Método Converge?

Solução Viável

- Um solução Z do problema discretizado é *viável* se Z é um CVG para P

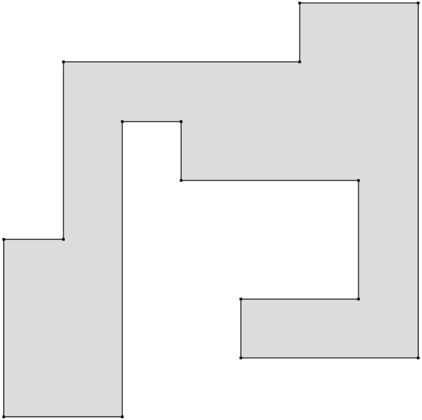
Teorema

Seja Z uma solução ótima de uma instância $I(P, D(P))$ do Problema da Galeria de Arte Discretizado. Se Z é viável, então Z é ótima para o problema original.

Prova. Seja Z^* um CVG ótimo para P. Como Z^* é também um CVG para $D(P)$, tem-se que $|Z^*| \geq |Z|$. Por outro lado, como Z é viável, tem-se que $|Z| \geq |Z^*|$. $\square$

Processamento

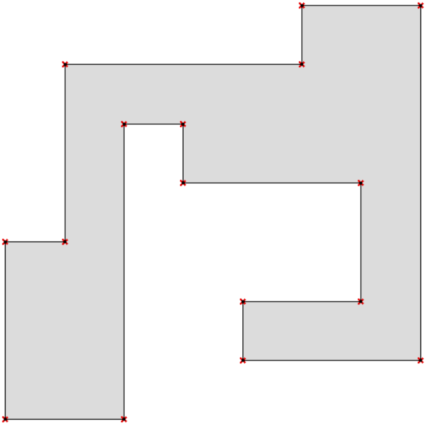
```
repeat
    Z ← Solução(SCP(P, D(P)));
    for cada região não coberta R do
        c ← centróide de R;
        D(P) ← D(P) ∪ {c};
        Adiciona uma nova linha, r, ao
        conjunto de restrições,
        correspondendo ao novo ponto não
        coberto c:
        ∑ a_rj x_j ≥ 1 onde, ∀j ∈ V_P,
        a_rj ← Boolean(c ∈ V(j));
    end for
until Z seja viável
```



Polígono

Processamento

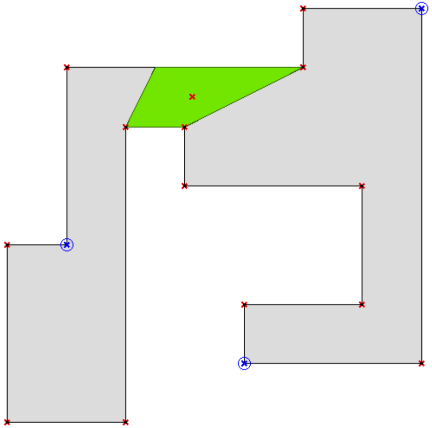
repeat
  $Z \leftarrow$ Solução(SCP(P, $D(P)$));
  for cada região não coberta R **do**
    $c \leftarrow$ centróide de R;
    $D(P) \leftarrow D(P) \cup \{c\}$;
    Adiciona uma nova linha, r, ao conjunto de restrições, correspondendo ao novo ponto não coberto c:
    $\sum a_{rj} x_j \geq 1$ onde, $\forall j \in V_P$,
    $a_{rj} \leftarrow$ **Boolean**$(c \in V(j))$;
  end for
until Z seja viável



Discretização Inicial

Processamento

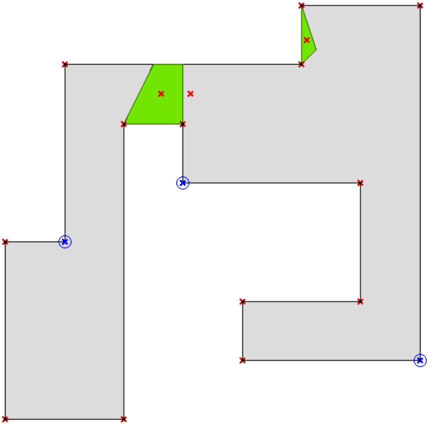
repeat
  $Z \leftarrow$ Solução(SCP(P, $D(P)$));
  for cada região não coberta R **do**
    $c \leftarrow$ centróide de R;
    $D(P) \leftarrow D(P) \cup \{c\}$;
    Adiciona uma nova linha, r, ao conjunto de restrições, correspondendo ao novo ponto não coberto c:
    $\sum a_{rj} x_j \geq 1$ onde, $\forall j \in V_P$,
    $a_{rj} \leftarrow \textbf{Boolean}(c \in V(j))$;
  end for
until Z seja viável



Primeira Iteração

Processamento

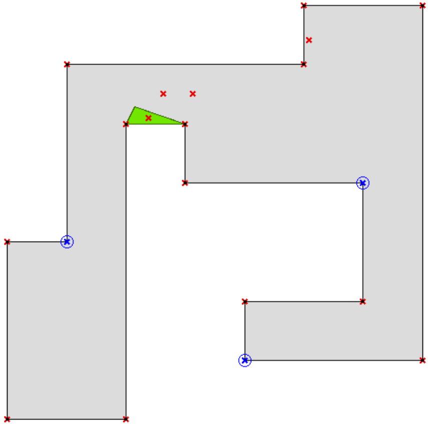
repeat
  $Z \leftarrow$ Solução(SCP(P, $D(P)$));
  for cada região não coberta R **do**
    $c \leftarrow$ centróide de R;
    $D(P) \leftarrow D(P) \cup \{c\}$;
    Adiciona uma nova linha, r, ao conjunto de restrições, correspondendo ao novo ponto não coberto c:
    $\sum a_{rj} x_j \geq 1$ onde, $\forall j \in V_P$,
    $a_{rj} \leftarrow$ **Boolean**$(c \in V(j))$;
  end for
until Z seja viável



Segunda Iteração

Processamento

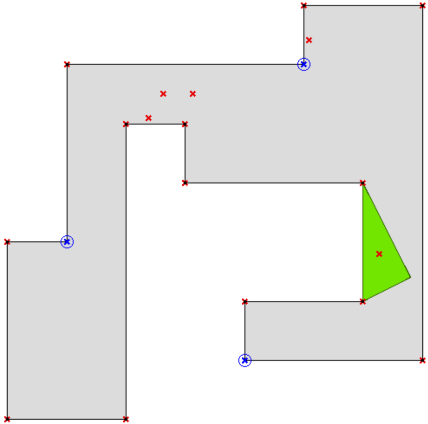
repeat
    $Z \leftarrow$ Solução(SCP(P, $D(P)$));
    for cada região não coberta R **do**
        $c \leftarrow$ centróide de R;
        $D(P) \leftarrow D(P) \cup \{c\}$;
        Adiciona uma nova linha, r, ao conjunto de restrições, correspondendo ao novo ponto não coberto c:
        $\sum a_{rj} x_j \geq 1$ onde, $\forall j \in V_P$,
        $a_{rj} \leftarrow$ **Boolean**$(c \in V(j))$;
    end for
until Z seja viável



Terceira Iteração

Processamento

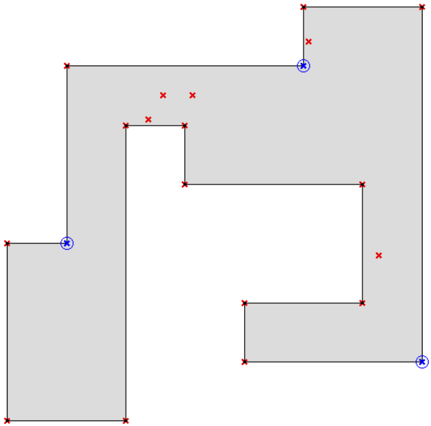
repeat
  $Z \leftarrow$ Solução(SCP(P, $D(P)$));
  for cada região não coberta R **do**
    $c \leftarrow$ centróide de R;
    $D(P) \leftarrow D(P) \cup \{c\}$;
    Adiciona uma nova linha, r, ao conjunto de restrições, correspondendo ao novo ponto não coberto c:
    $\sum a_{rj} x_j \geq 1$ onde, $\forall j \in V_P$,
    $a_{rj} \leftarrow$ **Boolean**$(c \in V(j))$;
  end for
until Z seja viável



Quarta Iteração

Processamento

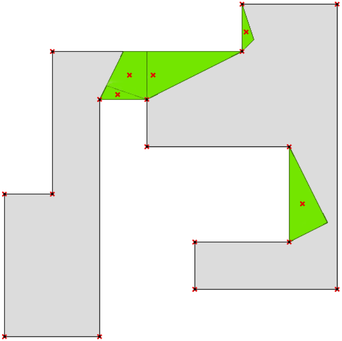
repeat
  $Z \leftarrow$ Solução(SCP(P, $D(P)$));
  for cada região não coberta R **do**
    $c \leftarrow$ centróide de R;
    $D(P) \leftarrow D(P) \cup \{c\}$;
    Adiciona uma nova linha, r, ao conjunto de restrições, correspondendo ao novo ponto não coberto c:
    $\sum a_{rj} x_j \geq 1$ onde, $\forall j \in V_P$,
    $a_{rj} \leftarrow$ **Boolean**$(c \in V(j))$;
  end for
until Z seja viável



Quinta Iteração: solução viável

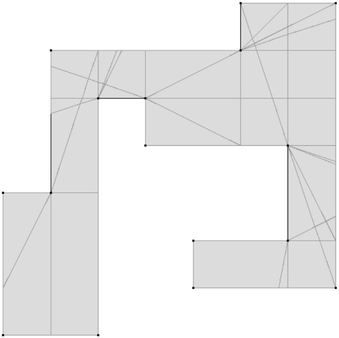
Convergência do Algoritmo

- Está associada ao limitante superior do número de regiões não cobertas



Convergência do Algoritmo

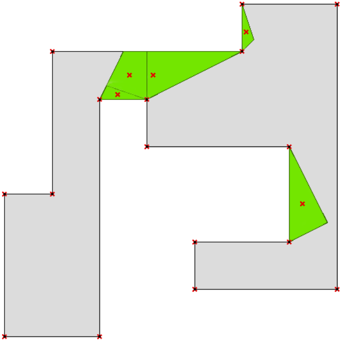
- Está associada ao limitante superior do número de regiões não cobertas



- Arranjo de Visibilidade e AVP. Existem $O(n^3)$ [Bose *et al.* (2002)]

Convergência do Algoritmo

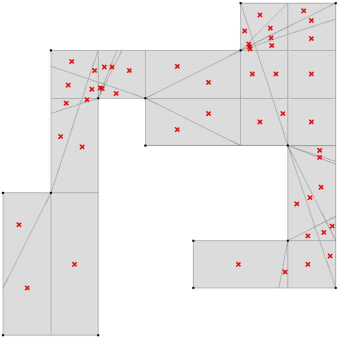
- Está associada ao limitante superior do número de regiões não cobertas



- Arranjo de Visibilidade e AVP. Existem $O(n^3)$ [Bose *et al.* (2002)]
- Toda região não coberta contém um AVP

Convergência do Algoritmo

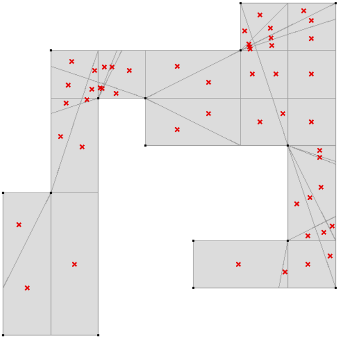
- Está associada ao limitante superior do número de regiões não cobertas



- Arranjo de Visibilidade e AVP. Existem $O(n^3)$ [Bose *et al.* (2002)]
- Toda região não coberta contém um AVP
- Cobertura de um centróide $\times$ implica que seu AVP será coberto

Convergência do Algoritmo

- Está associada ao limitante superior do número de regiões não cobertas



- Arranjo de Visibilidade e AVP. Existem $O(n^3)$ [Bose *et al.* (2002)]
- Toda região não coberta contém um AVP
- Cobertura de um centróide $\times$ implica que seu AVP será coberto
- Isto prova que o algoritmo converge!

Convergência do Algoritmo

- Está associada ao limitante superior do número de regiões não cobertas

$$O(n^3)$$

Convergência do Algoritmo

- Está associada ao limitante superior do número de regiões não cobertas

$$O(n^3)$$

- Cada iteração resolve um problema NP-DIFÍCIL (SCP)

Convergência do Algoritmo

- Está associada ao limitante superior do número de regiões não cobertas

$$O(n^3)$$

- Cada iteração resolve um problema NP-DIFÍCIL (SCP)
- Ao construir $D(P)$ com o centróide de cada AVP, tem-se uma solução ótima em uma única iteração

Estratégias de Discretização

- Número de regiões não cobertas depende da escolha de $D(P)$

Estratégias de Discretização

- Número de regiões não cobertas depende da escolha de $D(P)$
  - Compromisso entre eficiência e precisão

Estratégias de Discretização

- Número de regiões não cobertas depende da escolha de $D(P)$
  - Compromisso entre eficiência e precisão
  - Deseja-se um número baixo de restrições

Estratégias de Discretização

- Número de regiões não cobertas depende da escolha de $D(P)$
  - Compromisso entre eficiência e precisão
  - Deseja-se um número baixo de restrições
  - Deseja-se um número baixo de iterações

Estratégias de Discretização

- Número de regiões não cobertas depende da escolha de $D(P)$
  - Compromisso entre eficiência e precisão
  - Deseja-se um número baixo de restrições
  - Deseja-se um número baixo de iterações

Estratégias (APOSTAS)

Estratégias de Discretização

- Número de regiões não cobertas depende da escolha de $D(P)$
  - Compromisso entre eficiência e precisão
  - Deseja-se um número baixo de restrições
  - Deseja-se um número baixo de iterações

Estratégias (APOSTAS)

- **Grade Regular** (densidade)

Estratégias de Discretização

- Número de regiões não cobertas depende da escolha de $D(P)$
  - Compromisso entre eficiência e precisão
  - Deseja-se um número baixo de restrições
  - Deseja-se um número baixo de iterações

Estratégias (APOSTAS)

- **Grade Regular** (densidade)
- **Todos os vértices** (simples, possui informação sobre a forma de P)

Estratégias de Discretização

- Número de regiões não cobertas depende da escolha de $D(P)$
  - Compromisso entre eficiência e precisão
  - Deseja-se um número baixo de restrições
  - Deseja-se um número baixo de iterações

Estratégias (APOSTAS)

- **Grade Regular** (densidade)
- **Todos os vértices** (simples, possui informação sobre a forma de P)
- **Vértices convexos** (identificam regiões difíceis de serem vistas)

Estratégias de Discretização

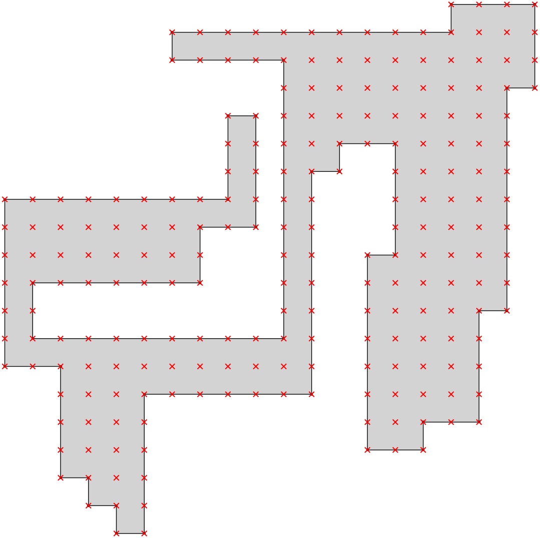
- Número de regiões não cobertas depende da escolha de $D(P)$
  - Compromisso entre eficiência e precisão
  - Deseja-se um número baixo de restrições
  - Deseja-se um número baixo de iterações

Estratégias (APOSTAS)

- **Grade Regular** (densidade)
- **Todos os vértices** (simples, possui informação sobre a forma de P)
- **Vértices convexos** (identificam regiões difíceis de serem vistas)
- (Baseado em) **AVP**s (engenhosa mas com custo de preprocessamento)

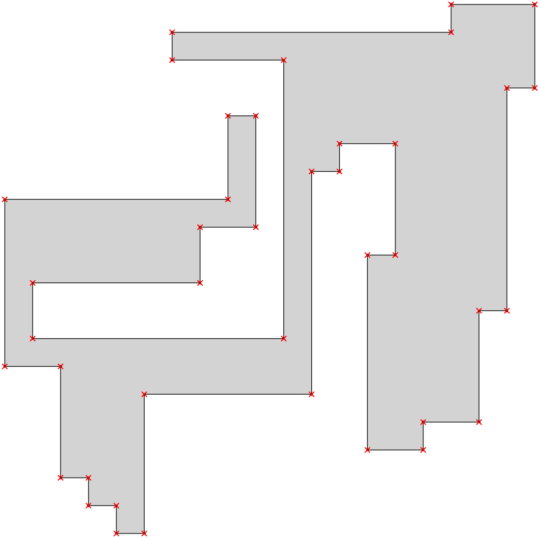
Estratégias de Discretização

- **Grade Regular** (densidade)



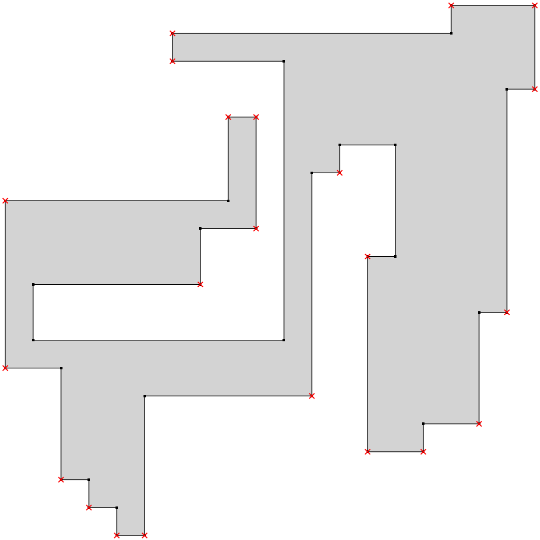
Estratégias de Discretização

- **Todos os vértices** (simples, possui informação sobre a forma de P)



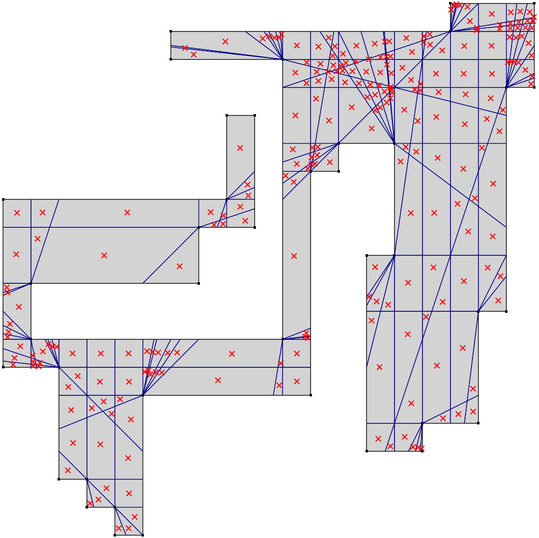
Estratégias de Discretização

- **Vértices convexos** (identificam regiões difíceis de serem vistas)



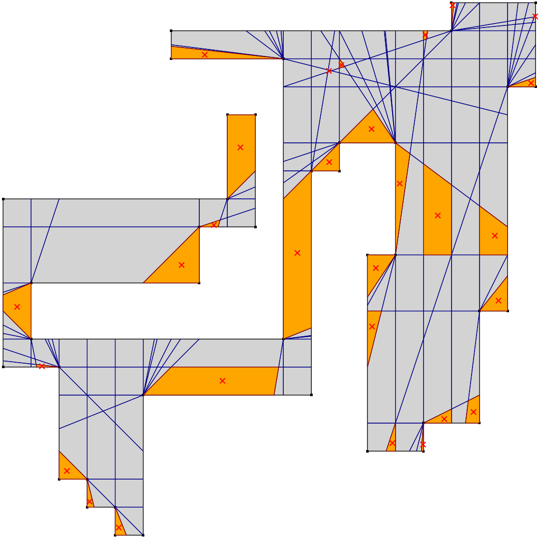
Estratégias de Discretização

- **AVPs** (única iteração)



Estratégias de Discretização

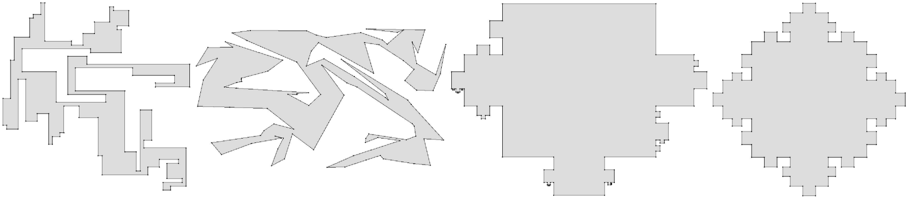
- **AVPs de Sombra** (engenhosa mas com custo de preprocessamento)



Instâncias

- Cinco diferentes grupos de testes com mais de 10000 instâncias de até 2500 vértices e seus resultados, disponíveis em
  `www.ic.unicamp.br/~cid/Problem-instances/Art-Gallery/`
- Algumas classes disponíveis

Ortho Random ‖ Simple Random ‖ Random von Koch ‖ Complete von Koch

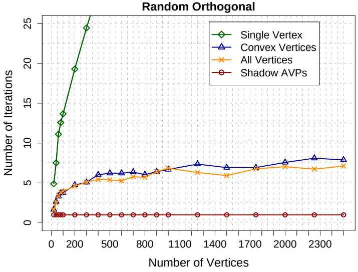


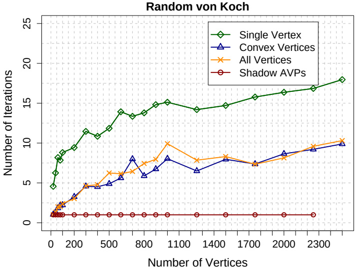
Ambiente Computacional

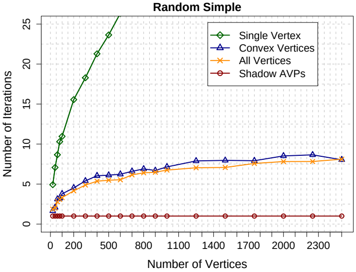
- Uma implementação foi feita em `C++` utilizando o CGAL 3.2.1
- Utilizou-se como resolvedor PLI o Xpress-Optimizer `v18.10.04` – para resolver instâncias do Problema de Cobertura de Conjuntos
- Os experimentos foram executados em um computador Pentium IV com 3.4 GHz e 3 GB de memória

Resultados

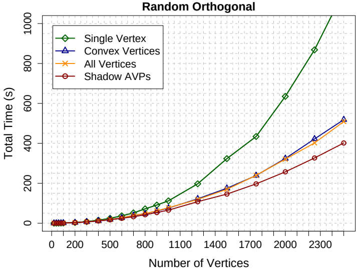
Número de Iterações

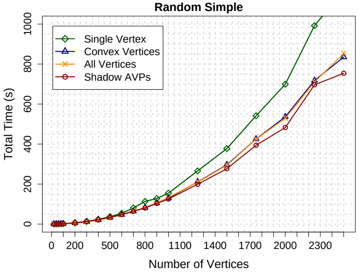




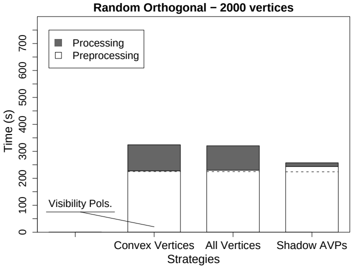


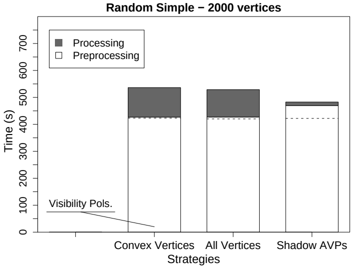
Tempo Total


Random Orthogonal
Single Vertex
Convex Vertices
All Vertices
Shadow AVPs
Total Time (s)
0
200
400
600
800
1000
0
200
500
800
1100
1400
1700
2000
2300
Number of Vertices

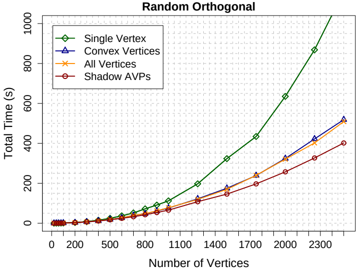

Random Simple
Single Vertex
Convex Vertices
All Vertices
Shadow AVPs
Total Time (s)
0
200
400
600
800
1000
0
200
500
800
1100
1400
1700
2000
2300
Number of Vertices

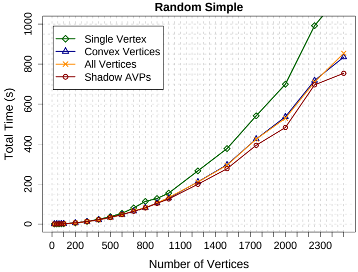
Composição do Tempo de Execução



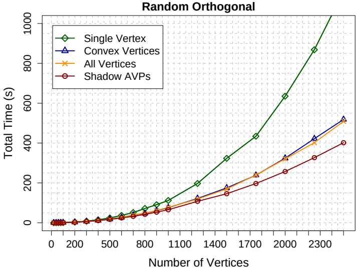


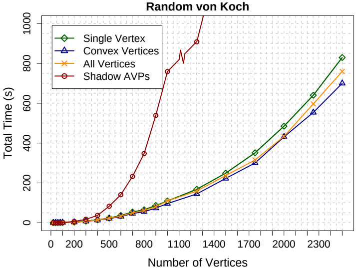
Tempo Total

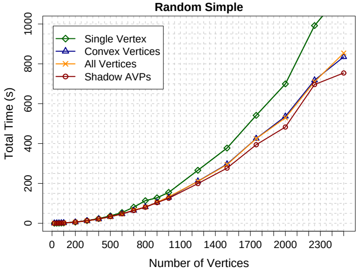

Random Orthogonal
Single Vertex
Convex Vertices
All Vertices
Shadow AVPs
Total Time (s)
0
200
400
600
800
1000
0
200
500
800
1100
1400
1700
2000
2300
Number of Vertices


Random Simple
Single Vertex
Convex Vertices
All Vertices
Shadow AVPs
Total Time (s)
0
200
400
600
800
1000
0
200
500
800
1100
1400
1700
2000
2300
Number of Vertices

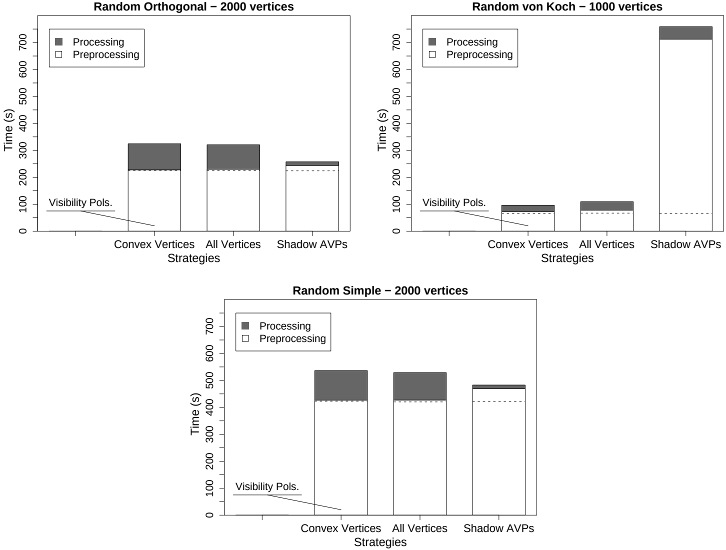
Tempo Total


Random Orthogonal
Single Vertex
Convex Vertices
All Vertices
Shadow AVPs
Total Time (s)
Number of Vertices


Random von Koch
Single Vertex
Convex Vertices
All Vertices
Shadow AVPs
Total Time (s)
Number of Vertices


Random Simple
Single Vertex
Convex Vertices
All Vertices
Shadow AVPs
Total Time (s)
Number of Vertices

Composição do Tempo de Execução



Preprocessamento

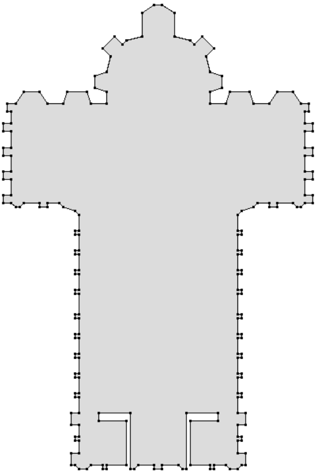
- Construir $D(P)$
- Calcular a região de visibilidade $V(u)$ para cada vértice u
- Localizar cada ponto $p \in D(P)$ com relação a cada região de visibilidade
- Retornar a formulação inicial do Problema de Cobertura de Conjuntos (SCP)

Exemplo

- Basilique St. Sernin, Toulouse

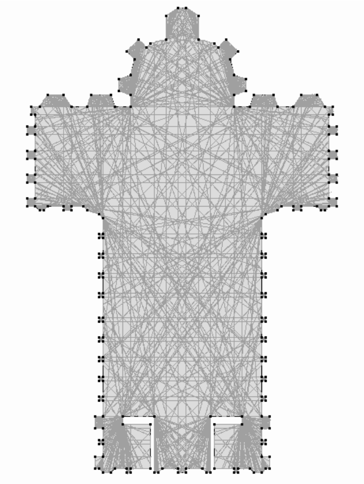
Exemplo

- Basilique St. Sernin, Toulouse



Exemplo

- Basilique St. Sernin, Toulouse

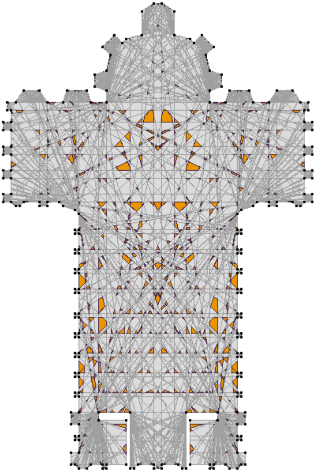


Exemplo

- Basilique St. Sernin, Toulouse

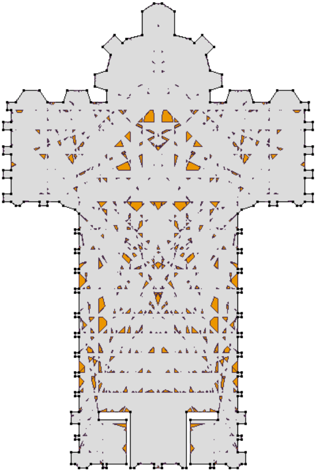
Exemplo

- Basilique St. Sernin, Toulouse



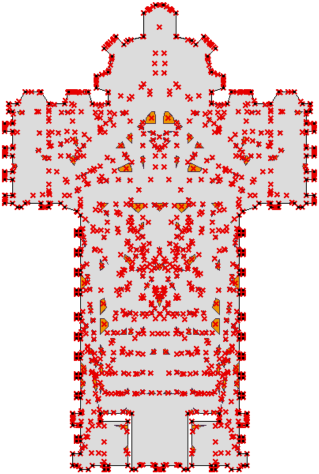
Exemplo

- Basilique St. Sernin, Toulouse



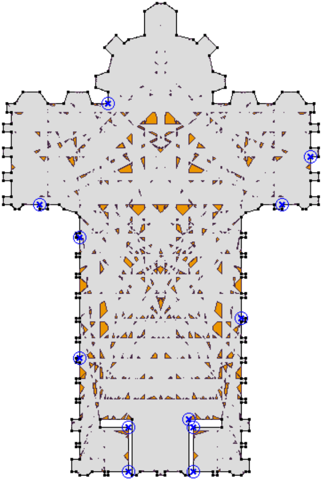
Exemplo

- Basilique St. Sernin, Toulouse



Exemplo

- Basilique St. Sernin, Toulouse



Conclusões

- Implementação de um algoritmo de visibilidade: aritmética exata e tratamento de casos degenerados

Conclusões

- Implementação de um algoritmo de visibilidade: aritmética exata e tratamento de casos degenerados
- Disponibilização da única biblioteca de instâncias de galeria de arte *online* conhecida (10000 instâncias e seus resultados)

Conclusões

- Implementação de um algoritmo de visibilidade: aritmética exata e tratamento de casos degenerados
- Disponibilização da única biblioteca de instâncias de galeria de arte *online* conhecida (10000 instâncias e seus resultados)
- Modelo IP e análise de diversas estratégias para a discretização

Conclusões

- Implementação de um algoritmo de visibilidade: aritmética exata e tratamento de casos degenerados
- Disponibilização da única biblioteca de instâncias de galeria de arte *online* conhecida (10000 instâncias e seus resultados)
- Modelo IP e análise de diversas estratégias para a discretização
- Algoritmo exato que computa solução ótima para o AGP (guardas em vértices)

Conclusões

- Implementação de um algoritmo de visibilidade: aritmética exata e tratamento de casos degenerados
- Disponibilização da única biblioteca de instâncias de galeria de arte *online* conhecida (10000 instâncias e seus resultados)
- Modelo IP e análise de diversas estratégias para a discretização
- Algoritmo exato que computa solução ótima para o AGP (guardas em vértices)
- Instâncias derivadas da curva de von Koch bem mais difíceis de serem resolvidas que as existentes na literatura

Conclusões

- Implementação de um algoritmo de visibilidade: aritmética exata e tratamento de casos degenerados
- Disponibilização da única biblioteca de instâncias de galeria de arte *online* conhecida (10000 instâncias e seus resultados)
- Modelo IP e análise de diversas estratégias para a discretização
- Algoritmo exato que computa solução ótima para o AGP (guardas em vértices)
- Instâncias derivadas da curva de von Koch bem mais difíceis de serem resolvidas que as existentes na literatura
- Estudo experimental extensivo — viabilidade prática

Conclusões

- Implementação de um algoritmo de visibilidade: aritmética exata e tratamento de casos degenerados
- Disponibilização da única biblioteca de instâncias de galeria de arte *online* conhecida (10000 instâncias e seus resultados)
- Modelo IP e análise de diversas estratégias para a discretização
- Algoritmo exato que computa solução ótima para o AGP (guardas em vértices)
- Instâncias derivadas da curva de von Koch bem mais difíceis de serem resolvidas que as existentes na literatura
- Estudo experimental extensivo — viabilidade prática
- Resolução de instâncias complexas: 10+ vezes maiores que os da literatura (em < 800 s)

Conclusões

- Implementação de um algoritmo de visibilidade: aritmética exata e tratamento de casos degenerados
- Disponibilização da única biblioteca de instâncias de galeria de arte *online* conhecida (10000 instâncias e seus resultados)
- Modelo IP e análise de diversas estratégias para a discretização
- Algoritmo exato que computa solução ótima para o AGP (guardas em vértices)
- Instâncias derivadas da curva de von Koch bem mais difíceis de serem resolvidas que as existentes na literatura
- Estudo experimental extensivo — viabilidade prática
- Resolução de instâncias complexas: 10+ vezes maiores que os da literatura (em < 800 s)

- http://www.ic.unicamp.br/∼reltech/2009/09-46.pdf

Trabalhos em progresso

- Polígonos simples com buracos
- Cobertura múltipla
- O problema de guardas-pontos
- O problema de guardas em arestas
- O problema de cobertura parcial das arestas