



# Job shop scheduling by simulated annealing

Thomas Bamelis & Michiel Jonckheere

KU Leuven Kulak

Academiejaar 2017-2018

# Overzicht

Inleiding

De algemene vorm van simulated annealing

Waarom niet simpeler

Besluit

# Overzicht

Inleiding

De algemene vorm van simulated annealing

Waarom niet simpeler

Besluit

# Inleiding

## *Simulated annealing*

Een manier om dichtbij optimale oplossing te geven voor een combinatorisch optimalisatie probleem.

Gebaseerd op het afkoelen van metalen.

# Inleiding

## *Simulated annealing*

Een manier om dichtbij optimale oplossing te geven voor een combinatorisch optimalisatie probleem.

Gebaseerd op het afkoelen van metalen.

# Overzicht

Inleiding

De algemene vorm van simulated annealing

Waarom niet simpeler

Besluit

# Gegevens

## 3 benodigdheden voor SA:

1.  $\mathcal{R}$  : Een verzameling configuraties / combinaties
2.  $C : \mathcal{R} \rightarrow \mathbb{R}$ : Een functie die de 'kost' van een configuratie weergeeft
3.  $\mathcal{N} : \mathcal{R} \rightarrow 2^{\mathcal{R}}$  : Een functie die de 'neighborhood' van een configuratie weergeeft, met  $\mathcal{N}(i) \subseteq \mathcal{R}$

Een simpele transitie is nodig waaruit indien toegepast op een configuratie  $i$ , alle  $\mathcal{N}(i)$  hieruit kunnen volgen

# Algoritme SA

▷ Iteratief algoritme waarin  $i \in \mathcal{R}$  gegeven is bij de initialisatie.

→ Er wordt een neighbor  $j \in \mathcal{N}(i)$  genomen

→ De kans dat we met  $j$  verdergaan is  $\min\{1, e^{\frac{-(C(j)-C(i))}{c}}\}$  met  $c$  een getal die daalt tijdens de uitvoering.

Kans daalt als:

- $C(j) - C(i)$  groot of dus  $j$  veel zwaarder
- $c$  kleiner wordt of dus tijd vordert

Kans 1 als  $C(j) \leq C(i)$



# Algoritme SA

▷ Iteratief algoritme waarin  $i \in \mathcal{R}$  gegeven is bij de initialisatie.

→ Er wordt een neighbor  $j \in \mathcal{N}(i)$  genomen

→ De kans dat we met  $j$  verdergaan is  $\min\{1, e^{\frac{-(C(j)-C(i))}{c}}\}$  met  $c$  een getal die daalt tijdens de uitvoering.

Kans daalt als:

- $C(j) - C(i)$  groot of dus  $j$  veel zwaarder
- $c$  kleiner wordt of dus tijd vordert

Kans 1 als  $C(j) \leq C(i)$

# Algoritme SA

▷ Iteratief algoritme waarin  $i \in \mathcal{R}$  gegeven is bij de initialisatie.

→ Er wordt een neighbor  $j \in \mathcal{N}(i)$  genomen

→ De kans dat we met  $j$  verdergaan is  $\min\{1, e^{\frac{-(C(j)-C(i))}{c}}\}$  met  $c$  een getal die daalt tijdens de uitvoering.

Kans daalt als:

- $C(j) - C(i)$  groot of dus  $j$  veel zwaarder
- $c$  kleiner wordt of dus tijd vordert

Kans 1 als  $C(j) \leq C(i)$

# Algoritme SA

▷ Iteratief algoritme waarin  $i \in \mathcal{R}$  gegeven is bij de initialisatie.

→ Er wordt een neighbor  $j \in \mathcal{N}(i)$  genomen

→ De kans dat we met  $j$  verdergaan is  $\min\{1, e^{\frac{-(C(j)-C(i))}{c}}\}$  met  $c$  een getal die daalt tijdens de uitvoering.

Kans daalt als:

- $C(j) - C(i)$  groot of dus  $j$  veel zwaarder
- $c$  kleiner wordt of dus tijd vordert

Kans 1 als  $C(j) \leq C(i)$

# Algoritme SA

▷ Iteratief algoritme waarin  $i \in \mathcal{R}$  gegeven is bij de initialisatie.

→ Er wordt een neighbor  $j \in \mathcal{N}(i)$  genomen

→ De kans dat we met  $j$  verdergaan is  $\min\{1, e^{\frac{-(C(j)-C(i))}{c}}\}$  met  $c$  een getal die daalt tijdens de uitvoering.

Kans daalt als:

- $C(j) - C(i)$  groot of dus  $j$  veel zwaarder
- $c$  kleiner wordt of dus tijd vordert

Kans 1 als  $C(j) \leq C(i)$

# Afname c en aantal iteraties

$$c_{k+1} = \frac{c_k}{1 + [c_k \cdot \ln(1 + \delta) / 3 \cdot \sigma_k]}$$

met  $\sigma_k$  de standaard afwijking van de kost van de configuraties van de k'de iteratie

Lengte ? van de k'de markovketen?:

$$L_k = \max_{i \in \mathcal{R}} \{|\mathcal{N}(i)|\}$$

# Afname c en aantal iteraties

$$c_{k+1} = \frac{c_k}{1 + [c_k \cdot \ln(1 + \delta) / 3 \cdot \sigma_k]}$$

met  $\sigma_k$  de standaard afwijking van de kost van de configuraties van de k'de iteratie

Lengte ? van de k'de markovketen?:

$$L_k = \max_{i \in \mathcal{R}} \{|\mathcal{N}(i)|\}$$

# Kwaliteit algoritme

- ▷ Indien  $\delta$  kleiner dan 0,1 gekozen wordt is de eindconfiguratie binnen 2% van het globaal minimum.

# Overzicht

Inleiding

De algemene vorm van simulated annealing

Waarom niet simpeler

Besluit



# Waarom niet simpeler?

Wat indien men met  $j$  verdergaat als  $C(j) \leq C(i)$ ?

Stel  $i \in \mathcal{R}$  en  $\forall j \in \mathcal{N}(i) : C(j) \geq C(i)$   
( $i$  heeft kleinste kost van al zijn neighbors)  
 $\Rightarrow$  je zit vast in  $\mathcal{N}(j)$

SA 'verplicht' om te veranderen in begin en zo niet vast te zitten

# Waarom niet simpeler?

Wat indien men met  $j$  verdergaat als  $C(j) \leq C(i)$ ?

Stel  $i \in \mathcal{R}$  en  $\forall j \in \mathcal{N}(i) : C(j) \geq C(i)$   
( $i$  heeft kleinste kost van al zijn neighbors)  
 $\Rightarrow$  je zit vast in  $\mathcal{N}(j)$

SA 'verplicht' om te veranderen in begin en zo niet vast te zitten

# Waarom niet simpeler?

Wat indien men met  $j$  verdergaat als  $C(j) \leq C(i)$ ?

Stel  $i \in \mathcal{R}$  en  $\forall j \in \mathcal{N}(i) : C(j) \geq C(i)$   
( $i$  heeft kleinste kost van al zijn neighbors)  
 $\Rightarrow$  je zit vast in  $\mathcal{N}(j)$

SA ‘verplicht’ om te veranderen in begin en zo niet vast te zitten

# Overzicht

Inleiding

De algemene vorm van simulated annealing

Waarom niet simpeler

Besluit

# Besluit

SA blijft relatief simpel en vermijdt de valkuil van de simpelere methode.