Postać normalna bazy danych

14 grudnia 2016

Rozwój baz danych

- 3500 p.n.e. — wynalezienie pisma klinowego przez Sumerów
- 3200 p.n.e. — wynalezienie papirusu
- 600 p.n.e. — powstanie biblioteki Aszurbanipala w Niniwie
- 200 p.n.e. — powstanie kodeksu (książki)
- 1970 — opracowanie modelu relacyjnego dla baz danych (E.F. Codd)

Rozwój baz danych

- 3500 p.n.e. — wynalezienie pisma klinowego przez Sumerów
- 3200 p.n.e. — wynalezienie papirusu
- 600 p.n.e. — powstanie biblioteki Aszurbanipala w Niniwie
- 200 p.n.e. — powstanie kodeksu (książki)
- 1970 — opracowanie modelu relacyjnego dla baz danych (E.F. Codd)

Rozwój baz danych

- 3500 p.n.e. — wynalezienie pisma klinowego przez Sumerów
- 3200 p.n.e. — wynalezienie papirusu
- 600 p.n.e. — powstanie biblioteki Aszurbanipala w Niniwie
- 200 p.n.e. — powstanie kodeksu (książki)
- 1970 — opracowanie modelu relacyjnego dla baz danych (E.F. Codd)

Rozwój baz danych

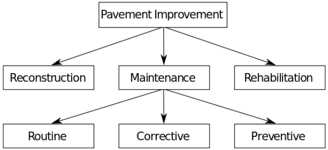
- 3500 p.n.e. — wynalezienie pisma klinowego przez Sumerów
- 3200 p.n.e. — wynalezienie papirusu
- 600 p.n.e. — powstanie biblioteki Aszurbanipala w Niniwie
- 200 p.n.e. — powstanie kodeksu (książki)
- 1970 — opracowanie modelu relacyjnego dla baz danych (E.F. Codd)

Rozwój baz danych

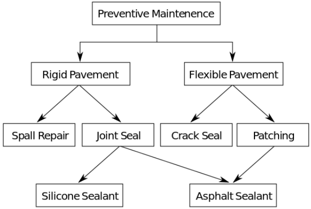
- 3500 p.n.e. — wynalezienie pisma klinowego przez Sumerów
- 3200 p.n.e. — wynalezienie papirusu
- 600 p.n.e. — powstanie biblioteki Aszurbanipala w Niniwie
- 200 p.n.e. — powstanie kodeksu (książki)
- 1970 — opracowanie modelu relacyjnego dla baz danych (E.F. Codd)

Modele baz danych

- model hierarchiczny



- model sieciowy (grafowy)



- model relacyjny
- model obiektowy

Relacje i domeny

- Niech $D_1, D_2, \ldots, D_n$ będą zbiorami. Relacja r to podzbiór iloczynu kartezjańskiego $D_1 \times D_2 \times \cdots \times D_n$. Zatem relacja to zbiór krotek (ciągów długości n, tuples) postaci $(a_1, a_2, \ldots, a_n)$, gdzie $a_i \in D_i$, $1 \leqslant i \leqslant n$.
- Przykład:

$$D_1 = \texttt{customer-name} = \{\texttt{Jones}, \texttt{Smith}, \texttt{Curry}, \texttt{Lindsay}\},$$
$$D_2 = \texttt{customer-street} = \{\texttt{Main}, \texttt{North}, \texttt{Park}\},$$
$$D_3 = \texttt{customer-city} = \{\texttt{Harrison}, \texttt{Springfield}, \texttt{Chicago}\}.$$

  Wówczas

$$r = \{(\texttt{Jones}, \texttt{Main}, \texttt{Harrison}), (\texttt{Smith}, \texttt{North}, \texttt{Springfield}), (\texttt{Curry}, \texttt{North}, \texttt{Springfield}), (\texttt{Lindsay}, \texttt{Park}, \texttt{Chicago})\}$$

  jest relacją na $D_1 \times D_2 \times D_3$.
- Zbiory D_i nazywa się domenami.
- Specjalna wartość null jest elementem każdej domeny D_i.

Relacje i domeny

- Niech $D_1, D_2, \ldots, D_n$ będą zbiorami. Relacja r to podzbiór iloczynu kartezjańskiego $D_1 \times D_2 \times \cdots \times D_n$. Zatem relacja to zbiór krotek (ciągów długości n, tuples) postaci $(a_1, a_2, \ldots, a_n)$, gdzie $a_i \in D_i$, $1 \leqslant i \leqslant n$.
- Przykład:

$$
\begin{aligned}
D_1 &= \texttt{customer-name} = \{\texttt{Jones}, \texttt{Smith}, \texttt{Curry}, \texttt{Lindsay}\},\\
D_2 &= \texttt{customer-street} = \{\texttt{Main}, \texttt{North}, \texttt{Park}\},\\
D_3 &= \texttt{customer-city} = \{\texttt{Harrison}, \texttt{Springfield}, \texttt{Chicago}\}.
\end{aligned}
$$

  Wówczas

$$
\begin{aligned}
r = \{&(\texttt{Jones}, \texttt{Main}, \texttt{Harrison}), (\texttt{Smith}, \texttt{North}, \texttt{Springfield}),\\
&(\texttt{Curry}, \texttt{North}, \texttt{Springfield}), (\texttt{Lindsay}, \texttt{Park}, \texttt{Chicago})\}
\end{aligned}
$$

  jest relacją na $D_1 \times D_2 \times D_3$.
- Zbiory D_i nazywa się domenami.
- Specjalna wartość null jest elementem każdej domeny D_i.

Relacje i domeny

- Niech $D_1, D_2, \ldots, D_n$ będą zbiorami. Relacja r to podzbiór iloczynu kartezjańskiego $D_1 \times D_2 \times \cdots \times D_n$. Zatem relacja to zbiór krotek (ciągów długości n, tuples) postaci $(a_1, a_2, \ldots, a_n)$, gdzie $a_i \in D_i$, $1 \leqslant i \leqslant n$.
- Przykład:

$$\begin{aligned} D_1 &= \texttt{customer-name} = \{\texttt{Jones}, \texttt{Smith}, \texttt{Curry}, \texttt{Lindsay}\}, \\ D_2 &= \texttt{customer-street} = \{\texttt{Main}, \texttt{North}, \texttt{Park}\}, \\ D_3 &= \texttt{customer-city} = \{\texttt{Harrison}, \texttt{Springfield}, \texttt{Chicago}\}. \end{aligned}$$

  Wówczas

$$\begin{aligned} r = \{&(\texttt{Jones}, \texttt{Main}, \texttt{Harrison}), (\texttt{Smith}, \texttt{North}, \texttt{Springfield}), \\ &(\texttt{Curry}, \texttt{North}, \texttt{Springfield}), (\texttt{Lindsay}, \texttt{Park}, \texttt{Chicago})\} \end{aligned}$$

  jest relacją na $D_1 \times D_2 \times D_3$.
- Zbiory D_i nazywa się domenami.
- Specjalna wartość null jest elementem każdej domeny D_i.

Relacje i domeny

- Niech $D_1, D_2, \ldots, D_n$ będą zbiorami. Relacja r to podzbiór iloczynu kartezjańskiego $D_1 \times D_2 \times \cdots \times D_n$. Zatem relacja to zbiór krotek (ciągów długości n, tuples) postaci $(a_1, a_2, \ldots, a_n)$, gdzie $a_i \in D_i$, $1 \leqslant i \leqslant n$.
- Przykład:

$$
\begin{aligned}
D_1 &= \texttt{customer-name} = \{\texttt{Jones}, \texttt{Smith}, \texttt{Curry}, \texttt{Lindsay}\},\\
D_2 &= \texttt{customer-street} = \{\texttt{Main}, \texttt{North}, \texttt{Park}\},\\
D_3 &= \texttt{customer-city} = \{\texttt{Harrison}, \texttt{Springfield}, \texttt{Chicago}\}.
\end{aligned}
$$

  Wówczas

$$
\begin{aligned}
r = \{&(\texttt{Jones}, \texttt{Main}, \texttt{Harrison}), (\texttt{Smith}, \texttt{North}, \texttt{Springfield}),\\
&(\texttt{Curry}, \texttt{North}, \texttt{Springfield}), (\texttt{Lindsay}, \texttt{Park}, \texttt{Chicago})\}
\end{aligned}
$$

  jest relacją na $D_1 \times D_2 \times D_3$.
- Zbiory D_i nazywa się domenami.
- Specjalna wartość null jest elementem każdej domeny D_i.

Atrybuty

- Atrybut (attribute) to para: nazwa, domena.
- Mówi się, że atrybut ma nazwę.
- Różne atrybuty relacji muszą mieć różne nazwy.
- Formalnie, nie jest określona relacja porządkująca wyrazy w krotce. Zamiast tego o każdym wyrazie krotki mówi się, że jest wartością atrybutu.
- Wartość atrybutu to para: nazwa, element domeny.
- Domena to zbiór wszystkich dozwolonych wartości jakie może przyjąć atrybut.
- Bardziej formalnie, krotka to funkcja przekształcająca nazwy na wartości.

Atrybuty

- Atrybut (attribute) to para: nazwa, domena.
- Mówi się, że atrybut ma nazwę.
- Różne atrybuty relacji muszą mieć różne nazwy.
- Formalnie, nie jest określona relacja porządkująca wyrazy w krotce. Zamiast tego o każdym wyrazie krotki mówi się, że jest wartością atrybutu.
- Wartość atrybutu to para: nazwa, element domeny.
- Domena to zbiór wszystkich dozwolonych wartości jakie może przyjąć atrybut.
- Bardziej formalnie, krotka to funkcja przekształcająca nazwy na wartości.

Atrybuty

- Atrybut (attribute) to para: nazwa, domena.
- Mówi się, że atrybut ma nazwę.
- Różne atrybuty relacji muszą mieć różne nazwy.
- Formalnie, nie jest określona relacja porządkująca wyrazy w krotce. Zamiast tego o każdym wyrazie krotki mówi się, że jest wartością atrybutu.
- Wartość atrybutu to para: nazwa, element domeny.
- Domena to zbiór wszystkich dozwolonych wartości jakie może przyjąć atrybut.
- Bardziej formalnie, krotka to funkcja przekształcająca nazwy na wartości.

Atrybuty

- Atrybut (attribute) to para: nazwa, domena.
- Mówi się, że atrybut ma nazwę.
- Różne atrybuty relacji muszą mieć różne nazwy.
- Formalnie, nie jest określona relacja porządkująca wyrazy w krotce. Zamiast tego o każdym wyrazie krotki mówi się, że jest wartością atrybutu.
- Wartość atrybutu to para: nazwa, element domeny.
- Domena to zbiór wszystkich dozwolonych wartości jakie może przyjąć atrybut.
- Bardziej formalnie, krotka to funkcja przekształcająca nazwy na wartości.

Atrybuty

- Atrybut (attribute) to para: nazwa, domena.
- Mówi się, że atrybut ma nazwę.
- Różne atrybuty relacji muszą mieć różne nazwy.
- Formalnie, nie jest określona relacja porządkująca wyrazy w krotce. Zamiast tego o każdym wyrazie krotki mówi się, że jest wartością atrybutu.
- Wartość atrybutu to para: nazwa, element domeny.
- Domena to zbiór wszystkich dozwolonych wartości jakie może przyjąć atrybut.
- Bardziej formalnie, krotka to funkcja przekształcająca nazwy na wartości.

Atrybuty

- Atrybut (attribute) to para: nazwa, domena.
- Mówi się, że atrybut ma nazwę.
- Różne atrybuty relacji muszą mieć różne nazwy.
- Formalnie, nie jest określona relacja porządkująca wyrazy w krotce. Zamiast tego o każdym wyrazie krotki mówi się, że jest wartością atrybutu.
- Wartość atrybutu to para: nazwa, element domeny.
- Domena to zbiór wszystkich dozwolonych wartości jakie może przyjąć atrybut.
- Bardziej formalnie, krotka to funkcja przekształcająca nazwy na wartości.

Atrybuty

- Atrybut (attribute) to para: nazwa, domena.
- Mówi się, że atrybut ma nazwę.
- Różne atrybuty relacji muszą mieć różne nazwy.
- Formalnie, nie jest określona relacja porządkująca wyrazy w krotce. Zamiast tego o każdym wyrazie krotki mówi się, że jest wartością atrybutu.
- Wartość atrybutu to para: nazwa, element domeny.
- Domena to zbiór wszystkich dozwolonych wartości jakie może przyjąć atrybut.
- Bardziej formalnie, krotka to funkcja przekształcająca nazwy na wartości.

Schemat relacji

- Niech $A_1, A_2, \ldots, A_n$ będą atrybutami.
- $R = (A_1, A_2, \ldots, A_n)$ jest schematem relacji.
- Przykład:

$$\texttt{customer-schema} = (\texttt{customer-name}, \texttt{customer-street}, \texttt{customer-city})$$

- $r(R)$ to relacja o schemacie R.
- Przykład:

$$\texttt{customer}(\texttt{customer-schema})$$

Schemat relacji

- Niech $A_1, A_2, \ldots, A_n$ będą atrybutami.
- $R = (A_1, A_2, \ldots, A_n)$ jest schematem relacji.
- Przykład:

$$\begin{aligned}&\texttt{customer-schema} = \\ &\qquad(\texttt{customer-name}, \texttt{customer-street}, \texttt{customer-city})\end{aligned}$$

- $r(R)$ to relacja o schemacie R.
- Przykład:

$$\texttt{customer}(\texttt{customer-schema})$$

Schemat relacji

- Niech $A_1, A_2, \ldots, A_n$ będą atrybutami.
- $R = (A_1, A_2, \ldots, A_n)$ jest schematem relacji.
- Przykład:

$$\texttt{customer-schema} = (\texttt{customer-name}, \texttt{customer-street}, \texttt{customer-city})$$

- $r(R)$ to relacja o schemacie R.
- Przykład:

$$\texttt{customer}(\texttt{customer-schema})$$

Schemat relacji

- Niech $A_1, A_2, \ldots, A_n$ będą atrybutami.
- $R = (A_1, A_2, \ldots, A_n)$ jest schematem relacji.
- Przykład:

$$\texttt{customer-schema} = \\ (\texttt{customer-name}, \texttt{customer-street}, \texttt{customer-city})$$

- $r(R)$ to relacja o schemacie R.
- Przykład:

$$\texttt{customer}(\texttt{customer-schema})$$

Schemat relacji

- Niech $A_1, A_2, \ldots, A_n$ będą atrybutami.
- $R = (A_1, A_2, \ldots, A_n)$ jest schematem relacji.
- Przykład:

$$\texttt{customer-schema} = (\texttt{customer-name}, \texttt{customer-street}, \texttt{customer-city})$$

- $r(R)$ to relacja o schemacie R.
- Przykład:

$$\texttt{customer}(\texttt{customer-schema})$$

Baza danych

- Baza danych to rodzina relacji.
- Relację zwykle określa się przy pomocy tabeli.
- Wiersz takiej tabeli to krotka relacji.
- Przykład:

customer

customer-name	*customer-street*	*customer-city*
Jones	Main	Harrison
Smith	North	Springfield
Curry	North	Springfield
Lindsay	Park	Chicago

- Porządek krotek (wierszy) jest nieistotny.

Baza danych

- Baza danych to rodzina relacji.
- Relację zwykle określa się przy pomocy tabeli.
- Wiersz takiej tabeli to krotka relacji.
- Przykład:

customer

customer-name	*customer-street*	*customer-city*
Jones	Main	Harrison
Smith	North	Springfield
Curry	North	Springfield
Lindsay	Park	Chicago

- Porządek krotek (wierszy) jest nieistotny.

Baza danych

- Baza danych to rodzina relacji.
- Relację zwykle określa się przy pomocy tabeli.
- Wiersz takiej tabeli to krotka relacji.
- Przykład:

customer

customer-name	*customer-street*	*customer-city*
Jones	Main	Harrison
Smith	North	Springfield
Curry	North	Springfield
Lindsay	Park	Chicago

- Porządek krotek (wierszy) jest nieistotny.

Baza danych

- Baza danych to rodzina relacji.
- Relację zwykle określa się przy pomocy tabeli.
- Wiersz takiej tabeli to krotka relacji.
- Przykład:

customer

customer-name	*customer-street*	*customer-city*
Jones	Main	Harrison
Smith	North	Springfield
Curry	North	Springfield
Lindsay	Park	Chicago

- Porządek krotek (wierszy) jest nieistotny.

Baza danych

- Baza danych to rodzina relacji.
- Relację zwykle określa się przy pomocy tabeli.
- Wiersz takiej tabeli to krotka relacji.
- Przykład:

customer

customer-name	*customer-street*	*customer-city*
Jones	Main	Harrison
Smith	North	Springfield
Curry	North	Springfield
Lindsay	Park	Chicago

- Porządek krotek (wierszy) jest nieistotny.

Klucze

- Niech R to schemat relacji (zbiór wszystkich atrybutów) i niech $K \subseteq R$.
- K jest super-kluczem (superkey) w R jeśli wartości dla K wystarczą by jednoznacznie identyfikować krotkę każdej możliwej relacji $r(R)$.
- Przykład:
  {`customer-name`, `customer-street`} oraz {`customer-name`} są super-kluczami relacji `customer`, o ile różni kontrahenci mają różne nazwiska.
- K jest potencjalnym kluczem (candidate key) jeśli K jest minimalnym super-kluczem.
- Przykład:
  {`customer-name`} jest potencjalnym kluczem relacji `customer`.
- Atrybuty, które wchodzą w skład potencjanych kluczy zwane są atrybutami kluczowymi (prime, key attributes).
- R jest super-kluczem.
- Każda relacja ma przynajmniej jeden klucz potencjalny.

Klucze

- Niech R to schemat relacji (zbiór wszystkich atrybutów) i niech $K \subseteq R$.
- K jest super-kluczem (superkey) w R jeśli wartości dla K wystarczą by jednoznacznie identyfikować krotkę każdej możliwej relacji $r(R)$.
- Przykład:
  $\{\texttt{customer-name}, \texttt{customer-street}\}$ oraz $\{\texttt{customer-name}\}$ są super-kluczami relacji `customer`, o ile różni kontrahenci mają różne nazwiska.
- K jest potencjalnym kluczem (candidate key) jeśli K jest minimalnym super-kluczem.
- Przykład:
  $\{\texttt{customer-name}\}$ jest potencjalnym kluczem relacji `customer`.
- Atrybuty, które wchodzą w skład potencjanych kluczy zwane są atrybutami kluczowymi (prime, key attributes).
- R jest super-kluczem.
- Każda relacja ma przynajmniej jeden klucz potencjalny.

Klucze

- Niech R to schemat relacji (zbiór wszystkich atrybutów) i niech $K \subseteq R$.
- K jest super-kluczem (superkey) w R jeśli wartości dla K wystarczą by jednoznacznie identyfikować krotkę każdej możliwej relacji $r(R)$.
- Przykład:
  $\{\texttt{customer-name}, \texttt{customer-street}\}$ oraz $\{\texttt{customer-name}\}$ są super-kluczami relacji `customer`, o ile różni kontrahenci mają różne nazwiska.
- K jest potencjalnym kluczem (candidate key) jeśli K jest minimalnym super-kluczem.
- Przykład:
  $\{\texttt{customer-name}\}$ jest potencjalnym kluczem relacji `customer`.
- Atrybuty, które wchodzą w skład potencjanych kluczy zwane są atrybutami kluczowymi (prime, key attributes).
- R jest super-kluczem.
- Każda relacja ma przynajmniej jeden klucz potencjalny.

Klucze

- Niech R to schemat relacji (zbiór wszystkich atrybutów) i niech $K \subseteq R$.
- K jest super-kluczem (superkey) w R jeśli wartości dla K wystarczą by jednoznacznie identyfikować krotkę każdej możliwej relacji $r(R)$.
- Przykład:
  $\{\texttt{customer-name}, \texttt{customer-street}\}$ oraz $\{\texttt{customer-name}\}$ są super-kluczami relacji `customer`, o ile różni kontrahenci mają różne nazwiska.
- K jest potencjalnym kluczem (candidate key) jeśli K jest minimalnym super-kluczem.
- Przykład:
  $\{\texttt{customer-name}\}$ jest potencjalnym kluczem relacji `customer`.
- Atrybuty, które wchodzą w skład potencjanych kluczy zwane są atrybutami kluczowymi (prime, key attributes).
- R jest super-kluczem.
- Każda relacja ma przynajmniej jeden klucz potencjalny.

Klucze

- Niech R to schemat relacji (zbiór wszystkich atrybutów) i niech $K \subseteq R$.
- K jest super-kluczem (superkey) w R jeśli wartości dla K wystarczą by jednoznacznie identyfikować krotkę każdej możliwej relacji $r(R)$.
- Przykład:
  $\{\texttt{customer-name}, \texttt{customer-street}\}$ oraz $\{\texttt{customer-name}\}$ są super-kluczami relacji `customer`, o ile różni kontrahenci mają różne nazwiska.
- K jest potencjalnym kluczem (candidate key) jeśli K jest minimalnym super-kluczem.
- Przykład:
  $\{\texttt{customer-name}\}$ jest potencjalnym kluczem relacji `customer`.
- Atrybuty, które wchodzą w skład potencjanych kluczy zwane są atrybutami kluczowymi (prime, key attributes).
- R jest super-kluczem.
- Każda relacja ma przynajmniej jeden klucz potencjalny.

Klucze

- Niech R to schemat relacji (zbiór wszystkich atrybutów) i niech $K \subseteq R$.
- K jest super-kluczem (superkey) w R jeśli wartości dla K wystarczą by jednoznacznie identyfikować krotkę każdej możliwej relacji $r(R)$.
- Przykład:
  $\{\texttt{customer-name}, \texttt{customer-street}\}$ oraz $\{\texttt{customer-name}\}$ są super-kluczami relacji `customer`, o ile różni kontrahenci mają różne nazwiska.
- K jest potencjalnym kluczem (candidate key) jeśli K jest minimalnym super-kluczem.
- Przykład:
  $\{\texttt{customer-name}\}$ jest potencjalnym kluczem relacji `customer`.
- Atrybuty, które wchodzą w skład potencjanych kluczy zwane są atrybutami kluczowymi (prime, key attributes).
- R jest super-kluczem.
- Każda relacja ma przynajmniej jeden klucz potencjalny.

Klucze

- Niech R to schemat relacji (zbiór wszystkich atrybutów) i niech $K \subseteq R$.
- K jest super-kluczem (superkey) w R jeśli wartości dla K wystarczą by jednoznacznie identyfikować krotkę każdej możliwej relacji $r(R)$.
- Przykład:
  $\{\texttt{customer-name}, \texttt{customer-street}\}$ oraz $\{\texttt{customer-name}\}$ są super-kluczami relacji `customer`, o ile różni kontrahenci mają różne nazwiska.
- K jest potencjalnym kluczem (candidate key) jeśli K jest minimalnym super-kluczem.
- Przykład:
  $\{\texttt{customer-name}\}$ jest potencjalnym kluczem relacji `customer`.
- Atrybuty, które wchodzą w skład potencjanych kluczy zwane są atrybutami kluczowymi (prime, key attributes).
- R jest super-kluczem.
- Każda relacja ma przynajmniej jeden klucz potencjalny.

Klucze

- Niech R to schemat relacji (zbiór wszystkich atrybutów) i niech $K \subseteq R$.
- K jest super-kluczem (superkey) w R jeśli wartości dla K wystarczą by jednoznacznie identyfikować krotkę każdej możliwej relacji $r(R)$.
- Przykład:
  $\{\texttt{customer-name}, \texttt{customer-street}\}$ oraz $\{\texttt{customer-name}\}$ są super-kluczami relacji `customer`, o ile różni kontrahenci mają różne nazwiska.
- K jest potencjalnym kluczem (candidate key) jeśli K jest minimalnym super-kluczem.
- Przykład:
  $\{\texttt{customer-name}\}$ jest potencjalnym kluczem relacji `customer`.
- Atrybuty, które wchodzą w skład potencjanych kluczy zwane są atrybutami kluczowymi (prime, key attributes).
- R jest super-kluczem.
- Każda relacja ma przynajmniej jeden klucz potencjalny.

1NF – pierwsza postać normalna

- Domena jest atomowa, gdy jej elementy są niepodzielne.
- Domena nie jest atomowa, gdy dopuszcza wartości, które są zbiorami.

1NF

Domeny wszystkich atrybutów relacji są atomowe.

- Pojęcie atomowości nie jest precyzyjne. Np. kod ISBN to kod wydawcy plus kod publikacji, więc jest podzielny.

1NF – pierwsza postać normalna

- Domena jest atomowa, gdy jej elementy są niepodzielne.
- Domena nie jest atomowa, gdy dopuszcza wartości, które są zbiorami.

1NF

Domeny wszystkich atrybutów relacji są atomowe.

- Pojęcie atomowości nie jest precyzyjne. Np. kod ISBN to kod wydawcy plus kod publikacji, więc jest podzielny.

1NF – pierwsza postać normalna

- Domena jest atomowa, gdy jej elementy są niepodzielne.
- Domena nie jest atomowa, gdy dopuszcza wartości, które są zbiorami.

1NF

Domeny wszystkich atrybutów relacji są atomowe.

- Pojęcie atomowości nie jest precyzyjne. Np. kod ISBN to kod wydawcy plus kod publikacji, więc jest podzielny.

1NF – pierwsza postać normalna

- Domena jest atomowa, gdy jej elementy są niepodzielne.
- Domena nie jest atomowa, gdy dopuszcza wartości, które są zbiorami.

1NF

Domeny wszystkich atrybutów relacji są atomowe.

- Pojęcie atomowości nie jest precyzyjne. Np. kod ISBN to kod wydawcy plus kod publikacji, więc jest podzielny.

Zależność funkcyjna

- Niech R będzie schematem relacji i niech $\alpha, \beta \subseteq R$.
- Mówimy, że β jest funkcyjnie zależne od α i piszemy

$$\alpha \rightarrow \beta$$

gdy dla dowolnej relacji $r(R)$, ze zgodności dowolnych krotek $t_1, t_2 \in r$ na atrybutach α wynika zgodność tych krotek na atrybutach β. To znaczy

$$t_1[\alpha] = t_2[\alpha] \implies t_1[\beta] = t_2[\beta].$$

- Przykład:
Rozważmy relację r o atrybutach A, B daną tabelą:

A	B
1	4
1	5
3	7

$A \rightarrow B$ nie zachodzi, ale zachodzi $B \rightarrow A$.

Zależność funkcyjna

- Niech R będzie schematem relacji i niech $\alpha, \beta \subseteq R$.
- Mówimy, że β jest funkcyjnie zależne od α i piszemy

$$\alpha \to \beta$$

gdy dla dowolnej relacji $r(R)$, ze zgodności dowolnych krotek $t_1, t_2 \in r$ na atrybutach α wynika zgodność tych krotek na atrybutach β. To znaczy

$$t_1[\alpha] = t_2[\alpha] \implies t_1[\beta] = t_2[\beta].$$

- Przykład:
Rozważmy relację r o atrybutach A, B daną tabelą:

A	B
1	4
1	5
3	7

$A \to B$ nie zachodzi, ale zachodzi $B \to A$.

Zależność funkcyjna

- Niech R będzie schematem relacji i niech $\alpha, \beta \subseteq R$.
- Mówimy, że β jest funkcyjnie zależne od α i piszemy

$$\alpha \to \beta$$

gdy dla dowolnej relacji $r(R)$, ze zgodności dowolnych krotek $t_1, t_2 \in r$ na atrybutach α wynika zgodność tych krotek na atrybutach β. To znaczy

$$t_1[\alpha] = t_2[\alpha] \implies t_1[\beta] = t_2[\beta].$$

- Przykład:
  Rozważmy relację r o atrybutach A, B daną tabelą:

A	B
1	4
1	5
3	7

$A \to B$ nie zachodzi, ale zachodzi $B \to A$.

Zależność funkcyjna, c.d.

- Gdy zachodzi $\alpha \rightarrow \beta$, to zbiór α zwany jest zbiorem wyznaczającym (determinant set), a zbiór β zbiorem zależnym (dependent set).
- Zależność $\alpha \rightarrow \beta$ oznacza, że wartości β są zdeterminowane wartościami α, albo α wyznacza β.
- Zależnosć funkcyjna jest trywialna, gdy zachodzi dla wszystkich relacji $r(R)$.
- Jeśli $\beta \subseteq \alpha$, to $\alpha \rightarrow \beta$.

Zależność funkcyjna, c.d.

- Gdy zachodzi $\alpha \to \beta$, to zbiór α zwany jest zbiorem wyznaczającym (determinant set), a zbiór β zbiorem zależnym (dependent set).
- Zależność $\alpha \to \beta$ oznacza, że wartości β są zdeterminowane wartościami α, albo α wyznacza β.
- Zależnosć funkcyjna jest trywialna, gdy zachodzi dla wszystkich relacji $r(R)$.
- Jeśli $\beta \subseteq \alpha$, to $\alpha \to \beta$.

Zależność funkcyjna, c.d.

- Gdy zachodzi $\alpha \rightarrow \beta$, to zbiór α zwany jest zbiorem wyznaczającym (determinant set), a zbiór β zbiorem zależnym (dependent set).
- Zależność $\alpha \rightarrow \beta$ oznacza, że wartości β są zdeterminowane wartościami α, albo α wyznacza β.
- Zależnosć funkcyjna jest trywialna, gdy zachodzi dla wszystkich relacji $r(R)$.
- Jeśli $\beta \subseteq \alpha$, to $\alpha \rightarrow \beta$.

Zależność funkcyjna, c.d.

- Gdy zachodzi $\alpha \to \beta$, to zbiór α zwany jest zbiorem wyznaczającym (determinant set), a zbiór β zbiorem zależnym (dependent set).
- Zależność $\alpha \to \beta$ oznacza, że wartości β są zdeterminowane wartościami α, albo α wyznacza β.
- Zależnosć funkcyjna jest trywialna, gdy zachodzi dla wszystkich relacji $r(R)$.
- Jeśli $\beta \subseteq \alpha$, to $\alpha \to \beta$.

Zależność funkcyjna i klucze

- Niech R będzie schematem relacji i niech $K \subseteq R$.
- K jest super-kluczem wtedy i tylko wtedy, gdy $K \rightarrow R$.
- K jest potencjalnym kluczem wtedy i tylko wtedy, gdy $K \rightarrow R$ oraz nie istnieje takie $\alpha \subset K$, że $\alpha \rightarrow R$.
- Zależność funkcyjna to uogólnienie pojęcia klucza.
- Zależności funkcyjne pozwalają wyrazić związki, które nie mogą być wyrażone za pomocą super-kluczy.

Zależność funkcyjna i klucze

- Niech R będzie schematem relacji i niech $K \subseteq R$.
- K jest super-kluczem wtedy i tylko wtedy, gdy $K \rightarrow R$.
- K jest potencjalnym kluczem wtedy i tylko wtedy, gdy $K \rightarrow R$ oraz nie istnieje takie $\alpha \subset K$, że $\alpha \rightarrow R$.
- Zależność funkcyjna to uogólnienie pojęcia klucza.
- Zależności funkcyjne pozwalają wyrazić związki, które nie mogą być wyrażone za pomocą super-kluczy.

Zależność funkcyjna i klucze

- Niech R będzie schematem relacji i niech $K \subseteq R$.
- K jest super-kluczem wtedy i tylko wtedy, gdy $K \rightarrow R$.
- K jest potencjalnym kluczem wtedy i tylko wtedy, gdy $K \rightarrow R$ oraz nie istnieje takie $\alpha \subset K$, że $\alpha \rightarrow R$.
- Zależność funkcyjna to uogólnienie pojęcia klucza.
- Zależności funkcyjne pozwalają wyrazić związki, które nie mogą być wyrażone za pomocą super-kluczy.

Zależność funkcyjna i klucze

- Niech R będzie schematem relacji i niech $K \subseteq R$.
- K jest super-kluczem wtedy i tylko wtedy, gdy $K \rightarrow R$.
- K jest potencjalnym kluczem wtedy i tylko wtedy, gdy $K \rightarrow R$ oraz nie istnieje takie $\alpha \subset K$, że $\alpha \rightarrow R$.
- Zależność funkcyjna to uogólnienie pojęcia klucza.
- Zależności funkcyjne pozwalają wyrazić związki, które nie mogą być wyrażone za pomocą super-kluczy.

Zależność funkcyjna i klucze

- Niech R będzie schematem relacji i niech $K \subseteq R$.
- K jest super-kluczem wtedy i tylko wtedy, gdy $K \rightarrow R$.
- K jest potencjalnym kluczem wtedy i tylko wtedy, gdy $K \rightarrow R$ oraz nie istnieje takie $\alpha \subset K$, że $\alpha \rightarrow R$.
- Zależność funkcyjna to uogólnienie pojęcia klucza.
- Zależności funkcyjne pozwalają wyrazić związki, które nie mogą być wyrażone za pomocą super-kluczy.

Złączenie naturalne (natural join)

- Niech r, s będą relacjami o schematach odpowiednio R i S. Wówczas $r \bowtie s$ jest relacją o schemacie $R \cup S$ powstałą w następujący sposób:
  - rozważmy krotkę t_r relacji r oraz krotkę t_s relacji s,
  - jeśli t_r i t_s mają te same wartości atrybutów z $R \cap S$, to dodajemy do wyniku krotkę t, która ma te same wartości jak t_r na r oraz te same wartości jak t_s na s.
- Przykład:
  $R = (A, B, C)$, $S = (B, D, E)$, schemat wyniku (A, B, C, D, E).

$r = r(R)$

A	B	C
1	5	3
2	4	5
8	3	5
9	3	3
1	6	5
5	4	3
2	7	5

$s = s(S)$

B	D	E
3	2	2
4	7	4
5	7	8
6	2	3

$r \bowtie s$

A	B	C	D	E
1	5	3	7	8
2	4	5	7	4
8	3	5	2	2
9	3	3	2	2
1	6	5	2	3
5	4	3	7	4

- Złączenie naturalne w algebrze relacyjnej odpowiada złączeniu wewnętrznemu (inner join) w SQL, różna jest tylko ilość kolumn w wyniku.

Złączenie naturalne (natural join)

- Niech r, s będą relacjami o schematach odpowiednio R i S. Wówczas $r \bowtie s$ jest relacją o schemacie $R \cup S$ powstałą w następujący sposób:
  - rozważmy krotkę t_r relacji r oraz krotkę t_s relacji s,
  - jeśli t_r i t_s mają te same wartości atrybutów z $R \cap S$, to dodajemy do wyniku krotkę t, która ma te same wartości jak t_r na r oraz te same wartości jak t_s na s.
- Przykład:
  $R = (A, B, C)$, $S = (B, D, E)$, schemat wyniku (A, B, C, D, E).

$r = r(R)$

A	B	C
1	5	3
2	4	5
8	3	5
9	3	3
1	6	5
5	4	3
2	7	5

$s = s(S)$

B	D	E
3	2	2
4	7	4
5	7	8
6	2	3

$r \bowtie s$

A	B	C	D	E
1	5	3	7	8
2	4	5	7	4
8	3	5	2	2
9	3	3	2	2
1	6	5	2	3
5	4	3	7	4

- Złączenie naturalne w algebrze relacyjnej odpowiada złączeniu wewnętrznemu (inner join) w SQL, różna jest tylko ilość kolumn w wyniku.

Złączenie naturalne (natural join)

- Niech r, s będą relacjami o schematach odpowiednio R i S. Wówczas $r \bowtie s$ jest relacją o schemacie $R \cup S$ powstałą w następujący sposób:
  - rozważmy krotkę t_r relacji r oraz krotkę t_s relacji s,
  - jeśli t_r i t_s mają te same wartości atrybutów z $R \cap S$, to dodajemy do wyniku krotkę t, która ma te same wartości jak t_r na r oraz te same wartości jak t_s na s.
- Przykład:
  $R = (A, B, C)$, $S = (B, D, E)$, schemat wyniku (A, B, C, D, E).

$r = r(R)$

A	B	C
1	5	3
2	4	5
8	3	5
9	3	3
1	6	5
5	4	3
2	7	5

$s = s(S)$

B	D	E
3	2	2
4	7	4
5	7	8
6	2	3

$r \bowtie s$

A	B	C	D	E
1	5	3	7	8
2	4	5	7	4
8	3	5	2	2
9	3	3	2	2
1	6	5	2	3
5	4	3	7	4

- Złączenie naturalne w algebrze relacyjnej odpowiada złączeniu wewnętrznemu (inner join) w SQL, różna jest tylko ilość kolumn w wyniku.

Twierdzenie Heath'a

- Niech r będzie relacją i niech $A_1, A_2, \ldots A_n$ będą wszystkimi atrybutami relacji r. Dla $A_{i_1}, A_{i_2}, \ldots, A_{i_k}$, gdzie $k \leqslant n$, wynikiem operacji rzutowania

$$\Pi_{A_{i_1}, A_{i_2}, \ldots, A_{i_k}}(r)$$

jest relacja o k atrybutach powstała z relacji r poprzez usunięcie tych atrybutów A_j, gdzie $1 \leqslant j \leqslant n$ oraz $j \notin \{i_1, i_2, \ldots, i_k\}$.

- Mówimy, że rozkład (R_1, R_2) schematu relacji R jest bezstratny (non-loss decomposition, lossless-join decomposition), gdy $R = R_1 \cup R_2$ oraz dla każdej relacji $r = r(R)$ mamy

$$r = \Pi_{R_1}(r) \bowtie \Pi_{R_2}(r).$$

Twierdzenie Heath'a

Niech R będzie schematem relacji. Załóżmy, że $R = \alpha \cup \beta \cup \gamma$, gdzie $\gamma = R \setminus (\alpha \cup \beta)$. Jeśli w R spełniona jest zależność $\alpha \to \beta$, to R można bezstratnie rozłożyć na $(\alpha \cup \beta, \alpha \cup \gamma)$.

Twierdzenie Heath'a

- Niech r będzie relacją i niech $A_1, A_2, \ldots A_n$ będą wszystkimi atrybutami relacji r. Dla $A_{i_1}, A_{i_2}, \ldots, A_{i_k}$, gdzie $k \leqslant n$, wynikiem operacji rzutowania

$$\Pi_{A_{i_1}, A_{i_2}, \ldots, A_{i_k}}(r)$$

  jest relacja o k atrybutach powstała z relacji r poprzez usunięcie tych atrybutów A_j, gdzie $1 \leqslant j \leqslant n$ oraz $j \notin \{i_1, i_2, \ldots, i_k\}$.
- Mówimy, że rozkład (R_1, R_2) schematu relacji R jest bezstratny (non-loss decomposition, lossless-join decomposition), gdy $R = R_1 \cup R_2$ oraz dla każdej relacji $r = r(R)$ mamy

$$r = \Pi_{R_1}(r) \bowtie \Pi_{R_2}(r).$$

Twierdzenie Heath'a

Niech R będzie schematem relacji. Załóżmy, że $R = \alpha \cup \beta \cup \gamma$, gdzie $\gamma = R \setminus (\alpha \cup \beta)$. Jeśli w R spełniona jest zależność $\alpha \to \beta$, to R można bezstratnie rozłożyć na $(\alpha \cup \beta, \alpha \cup \gamma)$.

Twierdzenie Heath'a

- Niech r będzie relacją i niech $A_1, A_2, \ldots A_n$ będą wszystkimi atrybutami relacji r. Dla $A_{i_1}, A_{i_2}, \ldots, A_{i_k}$, gdzie $k \leqslant n$, wynikiem operacji rzutowania

  $$\Pi_{A_{i_1}, A_{i_2}, \ldots, A_{i_k}}(r)$$

  jest relacja o k atrybutach powstała z relacji r poprzez usunięcie tych atrybutów A_j, gdzie $1 \leqslant j \leqslant n$ oraz $j \notin \{i_1, i_2, \ldots, i_k\}$.
- Mówimy, że rozkład (R_1, R_2) schematu relacji R jest bezstratny (non-loss decomposition, lossless-join decomposition), gdy $R = R_1 \cup R_2$ oraz dla każdej relacji $r = r(R)$ mamy

  $$r = \Pi_{R_1}(r) \bowtie \Pi_{R_2}(r).$$

Twierdzenie Heath'a

Niech R będzie schematem relacji. Załóżmy, że $R = \alpha \cup \beta \cup \gamma$, gdzie $\gamma = R \setminus (\alpha \cup \beta)$. Jeśli w R spełniona jest zależność $\alpha \rightarrow \beta$, to R można bezstratnie rozłożyć na $(\alpha \cup \beta, \alpha \cup \gamma)$.

2NF – druga postać normalna

- Niech R będzie schematem relacji i niech $\alpha, \beta \subseteq R$.
- Zależność funkcyjna $\alpha \rightarrow \beta$ jest pełna (β jest w pełni funkcyjnie zależne od α), gdy $\alpha \rightarrow \beta$ i nie istnieje takie $\gamma \subset \alpha$, że $\gamma \rightarrow \beta$.
- Zależność funkcyjna $\alpha \rightarrow \beta$ jest częściowa, gdy istnieje takie $\gamma \subset \alpha$, że $\gamma \rightarrow \beta$.

2NF

Relacja spełnia 1NF oraz nie ma częściowych zależności dla atrybutów, które nie są kluczowe.

2NF*

Relacja spełnia 1NF oraz każdy atrybut albo jest kluczowy, albo nie jest częściowo zależny od pewnego klucza potencjalnego.

2NF – druga postać normalna

- Niech R będzie schematem relacji i niech $\alpha, \beta \subseteq R$.
- Zależność funkcyjna $\alpha \rightarrow \beta$ jest pełna (β jest w pełni funkcyjnie zależne od α), gdy $\alpha \rightarrow \beta$ i nie istnieje takie $\gamma \subset \alpha$, że $\gamma \rightarrow \beta$.
- Zależność funkcyjna $\alpha \rightarrow \beta$ jest częściowa, gdy istnieje takie $\gamma \subset \alpha$, że $\gamma \rightarrow \beta$.

2NF

Relacja spełnia 1NF oraz nie ma częściowych zależności dla atrybutów, które nie są kluczowe.

2NF*

Relacja spełnia 1NF oraz każdy atrybut albo jest kluczowy, albo nie jest częściowo zależny od pewnego klucza potencjalnego.

2NF – druga postać normalna

- Niech R będzie schematem relacji i niech $\alpha, \beta \subseteq R$.
- Zależność funkcyjna $\alpha \rightarrow \beta$ jest pełna (β jest w pełni funkcyjnie zależne od α), gdy $\alpha \rightarrow \beta$ i nie istnieje takie $\gamma \subset \alpha$, że $\gamma \rightarrow \beta$.
- Zależność funkcyjna $\alpha \rightarrow \beta$ jest częściowa, gdy istnieje takie $\gamma \subset \alpha$, że $\gamma \rightarrow \beta$.

2NF

Relacja spełnia 1NF oraz nie ma częściowych zależności dla atrybutów, które nie są kluczowe.

2NF*

Relacja spełnia 1NF oraz każdy atrybut albo jest kluczowy, albo nie jest częściowo zależny od pewnego klucza potencjalnego.

2NF – druga postać normalna

- Niech R będzie schematem relacji i niech $\alpha, \beta \subseteq R$.
- Zależność funkcyjna $\alpha \rightarrow \beta$ jest pełna (β jest w pełni funkcyjnie zależne od α), gdy $\alpha \rightarrow \beta$ i nie istnieje takie $\gamma \subset \alpha$, że $\gamma \rightarrow \beta$.
- Zależność funkcyjna $\alpha \rightarrow \beta$ jest częściowa, gdy istnieje takie $\gamma \subset \alpha$, że $\gamma \rightarrow \beta$.

2NF

Relacja spełnia 1NF oraz nie ma częściowych zależności dla atrybutów, które nie są kluczowe.

2NF*

Relacja spełnia 1NF oraz każdy atrybut albo jest kluczowy, albo nie jest częściowo zależny od pewnego klucza potencjalnego.

2NF – druga postać normalna

- Niech R będzie schematem relacji i niech $\alpha, \beta \subseteq R$.
- Zależność funkcyjna $\alpha \rightarrow \beta$ jest pełna (β jest w pełni funkcyjnie zależne od α), gdy $\alpha \rightarrow \beta$ i nie istnieje takie $\gamma \subset \alpha$, że $\gamma \rightarrow \beta$.
- Zależność funkcyjna $\alpha \rightarrow \beta$ jest częściowa, gdy istnieje takie $\gamma \subset \alpha$, że $\gamma \rightarrow \beta$.

2NF

Relacja spełnia 1NF oraz nie ma częściowych zależności dla atrybutów, które nie są kluczowe.

2NF*

Relacja spełnia 1NF oraz każdy atrybut albo jest kluczowy, albo nie jest częściowo zależny od pewnego klucza potencjalnego.

Przykład relacji nie spełniającej 2NF

recenzje

isbn	*autorzy_id*	*recenzja*	*email*
1590593324000	123	Bardzo dobra książka.	chad@gamil.com
1937287539014	292	Ciekawa lektura.	paul@gamil.com
9780321833877	112	Warto poczytać.	alan@gamil.com

3NF – trzecia postać normalna

- Niech R będzie schematem relacji i niech $\alpha, \gamma \subseteq R$.
- γ jest tranzytywnie funkcyjnie zależne od α, gdy istnieje takie $\beta \subseteq R$, że $\alpha \longrightarrow \beta$ oraz $\beta \longrightarrow \gamma$.
- Dla potrzeb 3NF zakłada się, że $\beta \not\rightarrow \alpha$.

3NF

Relacja spełnia 2NF oraz nie ma tranzytywnych zależności dla atrybutów, które nie są kluczowe.

3NF*

Relacja spełnia 2NF oraz każdy atrybut albo jest kluczowy, albo nie jest tranzytywnie zależny od pewnego klucza potencjalnego.

3NF – trzecia postać normalna

- Niech R będzie schematem relacji i niech $\alpha, \gamma \subseteq R$.
- γ jest tranzytywnie funkcyjnie zależne od α, gdy istnieje takie $\beta \subseteq R$, że $\alpha \rightarrow \beta$ oraz $\beta \rightarrow \gamma$.
- Dla potrzeb 3NF zakłada się, że $\beta \not\rightarrow \alpha$.

3NF

Relacja spełnia 2NF oraz nie ma tranzytywnych zależności dla atrybutów, które nie są kluczowe.

3NF*

Relacja spełnia 2NF oraz każdy atrybut albo jest kluczowy, albo nie jest tranzytywnie zależny od pewnego klucza potencjalnego.

3NF – trzecia postać normalna

- Niech R będzie schematem relacji i niech $\alpha, \gamma \subseteq R$.
- γ jest tranzytywnie funkcyjnie zależne od α, gdy istnieje takie $\beta \subseteq R$, że $\alpha \to \beta$ oraz $\beta \to \gamma$.
- Dla potrzeb 3NF zakłada się, że $\beta \not\to \alpha$.

3NF

Relacja spełnia 2NF oraz nie ma tranzytywnych zależności dla atrybutów, które nie są kluczowe.

3NF*

Relacja spełnia 2NF oraz każdy atrybut albo jest kluczowy, albo nie jest tranzytywnie zależny od pewnego klucza potencjalnego.

3NF – trzecia postać normalna

- Niech R będzie schematem relacji i niech $\alpha, \gamma \subseteq R$.
- γ jest tranzytywnie funkcyjnie zależne od α, gdy istnieje takie $\beta \subseteq R$, że $\alpha \to \beta$ oraz $\beta \to \gamma$.
- Dla potrzeb 3NF zakłada się, że $\beta \not\to \alpha$.

3NF

Relacja spełnia 2NF oraz nie ma tranzytywnych zależności dla atrybutów, które nie są kluczowe.

3NF*

Relacja spełnia 2NF oraz każdy atrybut albo jest kluczowy, albo nie jest tranzytywnie zależny od pewnego klucza potencjalnego.

3NF – trzecia postać normalna

- Niech R będzie schematem relacji i niech $\alpha, \gamma \subseteq R$.
- γ jest tranzytywnie funkcyjnie zależne od α, gdy istnieje takie $\beta \subseteq R$, że $\alpha \rightarrow \beta$ oraz $\beta \rightarrow \gamma$.
- Dla potrzeb 3NF zakłada się, że $\beta \not\rightarrow \alpha$.

3NF

Relacja spełnia 2NF oraz nie ma tranzytywnych zależności dla atrybutów, które nie są kluczowe.

3NF*

Relacja spełnia 2NF oraz każdy atrybut albo jest kluczowy, albo nie jest tranzytywnie zależny od pewnego klucza potencjalnego.

Przykład relacji nie spełniającej 3NF

wydawcy

nazwa	*adres*	*miasto*	*wojewodztwo*	*kod*
Apress	2560 Ninth Street	Berkeley	California	94710
New Riders	1301 Sansome Street	San Francisco	California	94111
O'Reilly	1005 Gravenstein Highway	Sebastopol	California	95472

BCNF (3.5NF) – postać normalna Boyce'a-Codda

3NF**

Relacja spełnia 2NF oraz jeśli zależność $\alpha \longrightarrow \beta$ jest nietrywialna, to zachodzi jeden z dwóch następujących warunków:

(a) α jest super-kluczem, albo

(b) β jest kluczowym atrybutem.

BCNF

Jeśli zależność $\alpha \longrightarrow \beta$ jest nietrywialna, to α jest super-kluczem.

- BCNF $\Longrightarrow$ 3NF

BCNF (3.5NF) – postać normalna Boyce'a-Codda

3NF**

Relacja spełnia 2NF oraz jeśli zależność $\alpha \rightarrow \beta$ jest nietrywialna, to zachodzi jeden z dwóch następujących warunków:

(a) α jest super-kluczem, albo

(b) β jest kluczowym atrybutem.

BCNF

Jeśli zależność $\alpha \rightarrow \beta$ jest nietrywialna, to α jest super-kluczem.

- BCNF $\Longrightarrow$ 3NF

BCNF (3.5NF) – postać normalna Boyce'a-Codda

3NF**

Relacja spełnia 2NF oraz jeśli zależność $\alpha \longrightarrow \beta$ jest nietrywialna, to zachodzi jeden z dwóch następujących warunków:

(a) α jest super-kluczem, albo

(b) β jest kluczowym atrybutem.

BCNF

Jeśli zależność $\alpha \longrightarrow \beta$ jest nietrywialna, to α jest super-kluczem.

- BCNF $\implies$ 3NF

Przykład relacji spełniającej 3NF, ale nie BCNF

- https://en.wikipedia.org/wiki/Boyce-Codd_normal_form
- http://tonymarston.co.uk/php-mysql/database-design.html

Zależność wielowartościowa

- Niech R będzie schematem relacji i niech $\alpha, \beta \subseteq R$.
- Mówimy, że w R zachodzi zależność wielowartościowa

$$\alpha \twoheadrightarrow \beta,$$

gdy dla dowolnej relacji $r(R)$ i dowolnych krotek $t_1, t_2 \in r$ zgodnych na atrybutach α istnieją takie krotki $t_3, t_4 \in r$, że:

$$\begin{aligned} t_1[\alpha] = t_2[\alpha] = t_3[\alpha] = t_4[\alpha] \\ t_3[\beta] = t_1[\beta] \\ t_3[R \setminus \beta] = t_2[R \setminus \beta] \\ t_4[\beta] = t_2[\beta] \\ t_4[R \setminus \beta] = t_1[R \setminus \beta] \end{aligned}$$

- Jeśli $\beta \subseteq \alpha$ lub $\alpha \cup \beta = R$, to $\alpha \twoheadrightarrow \beta$. Taka zależność wielowartościowa jest trywialna.
- Jeśli $\alpha \rightarrow \beta$, to $\alpha \twoheadrightarrow \beta$.

Zależność wielowartościowa

- Niech R będzie schematem relacji i niech $\alpha, \beta \subseteq R$.
- Mówimy, że w R zachodzi zależność wielowartościowa

$$\alpha \twoheadrightarrow \beta,$$

gdy dla dowolnej relacji $r(R)$ i dowolnych krotek $t_1, t_2 \in r$ zgodnych na atrybutach α istnieją takie krotki $t_3, t_4 \in r$, że:

$$\begin{aligned} t_1[\alpha] = t_2[\alpha] = t_3[\alpha] &= t_4[\alpha] \\ t_3[\beta] &= t_1[\beta] \\ t_3[R \setminus \beta] &= t_2[R \setminus \beta] \\ t_4[\beta] &= t_2[\beta] \\ t_4[R \setminus \beta] &= t_1[R \setminus \beta] \end{aligned}$$

- Jeśli $\beta \subseteq \alpha$ lub $\alpha \cup \beta = R$, to $\alpha \twoheadrightarrow \beta$. Taka zależność wielowartościowa jest trywialna.
- Jeśli $\alpha \rightarrow \beta$, to $\alpha \twoheadrightarrow \beta$.

Zależność wielowartościowa

- Niech R będzie schematem relacji i niech $\alpha, \beta \subseteq R$.
- Mówimy, że w R zachodzi zależność wielowartościowa

$$\alpha \twoheadrightarrow \beta,$$

gdy dla dowolnej relacji $r(R)$ i dowolnych krotek $t_1, t_2 \in r$ zgodnych na atrybutach α istnieją takie krotki $t_3, t_4 \in r$, że:

$$\begin{aligned} t_1[\alpha] = t_2[\alpha] = t_3[\alpha] &= t_4[\alpha] \\ t_3[\beta] &= t_1[\beta] \\ t_3[R \setminus \beta] &= t_2[R \setminus \beta] \\ t_4[\beta] &= t_2[\beta] \\ t_4[R \setminus \beta] &= t_1[R \setminus \beta] \end{aligned}$$

- Jeśli $\beta \subseteq \alpha$ lub $\alpha \cup \beta = R$, to $\alpha \twoheadrightarrow \beta$. Taka zależność wielowartościowa jest trywialna.
- Jeśli $\alpha \rightarrow \beta$, to $\alpha \twoheadrightarrow \beta$.

Zależność wielowartościowa

- Niech R będzie schematem relacji i niech $\alpha, \beta \subseteq R$.
- Mówimy, że w R zachodzi zależność wielowartościowa

$$\alpha \twoheadrightarrow \beta,$$

gdy dla dowolnej relacji $r(R)$ i dowolnych krotek $t_1, t_2 \in r$ zgodnych na atrybutach α istnieją takie krotki $t_3, t_4 \in r$, że:

$$\begin{aligned} t_1[\alpha] = t_2[\alpha] = t_3[\alpha] &= t_4[\alpha] \\ t_3[\beta] &= t_1[\beta] \\ t_3[R \setminus \beta] &= t_2[R \setminus \beta] \\ t_4[\beta] &= t_2[\beta] \\ t_4[R \setminus \beta] &= t_1[R \setminus \beta] \end{aligned}$$

- Jeśli $\beta \subseteq \alpha$ lub $\alpha \cup \beta = R$, to $\alpha \twoheadrightarrow \beta$. Taka zależność wielowartościowa jest trywialna.
- Jeśli $\alpha \to \beta$, to $\alpha \twoheadrightarrow \beta$.

Zależność wielowartościowa, przykład

pracownicy_id	*umiejętności*	*zainteresowania*
1	programowanie w PHP	zbieranie znaczków
1	programowanie w PHP	piłka nożna
1	algebra relacyjna	zbieranie znaczków
1	algebra relacyjna	piłka nożna
2	bazy danych	astronomia
2	bazy danych	szachy
2	liczenie całek	astronomia
2	liczenie całek	szachy

- Zależności wielowartościowe:

$$\texttt{pracownicy\_id} \twoheadrightarrow \texttt{umiejętności},$$
$$\texttt{pracownicy\_id} \twoheadrightarrow \texttt{zainteresowania}.$$

- Atrybuty `umiejętności` i `zainteresowania` są niezależne.
- Atrybut `pracownicy_id` wyznacza wartości atrybutów `umiejętności` oraz `zainteresowania`.

Zależność wielowartościowa, przykład

pracownicy_id	*umiejętności*	*zainteresowania*
1	programowanie w PHP	zbieranie znaczków
1	programowanie w PHP	piłka nożna
1	algebra relacyjna	zbieranie znaczków
1	algebra relacyjna	piłka nożna
2	bazy danych	astronomia
2	bazy danych	szachy
2	liczenie całek	astronomia
2	liczenie całek	szachy

- Zależności wielowartościowe:

$$\texttt{pracownicy\_id} \twoheadrightarrow \texttt{umiejętności},$$

$$\texttt{pracownicy\_id} \twoheadrightarrow \texttt{zainteresowania}.$$

- Atrybuty `umiejętności` i `zainteresowania` są niezależne.
- Atrybut `pracownicy_id` wyznacza wartości atrybutów `umiejętności` oraz `zainteresowania`.

Zależność wielowartościowa, przykład

pracownicy_id	*umiejętności*	*zainteresowania*
1	programowanie w PHP	zbieranie znaczków
1	programowanie w PHP	piłka nożna
1	algebra relacyjna	zbieranie znaczków
1	algebra relacyjna	piłka nożna
2	bazy danych	astronomia
2	bazy danych	szachy
2	liczenie całek	astronomia
2	liczenie całek	szachy

- Zależności wielowartościowe:

$$\texttt{pracownicy\_id} \twoheadrightarrow \texttt{umiejętności},$$
$$\texttt{pracownicy\_id} \twoheadrightarrow \texttt{zainteresowania}.$$

- Atrybuty `umiejętności` i `zainteresowania` są niezależne.
- Atrybut `pracownicy_id` wyznacza wartości atrybutów `umiejętności` oraz `zainteresowania`.

Zależność wielowartościowa, przykład

pracownicy_id	*umiejętności*	*zainteresowania*
1	programowanie w PHP	zbieranie znaczków
1	programowanie w PHP	piłka nożna
1	algebra relacyjna	zbieranie znaczków
1	algebra relacyjna	piłka nożna
2	bazy danych	astronomia
2	bazy danych	szachy
2	liczenie całek	astronomia
2	liczenie całek	szachy

- Zależności wielowartościowe:

$$\texttt{pracownicy\_id} \twoheadrightarrow \texttt{umiejętności},$$

$$\texttt{pracownicy\_id} \twoheadrightarrow \texttt{zainteresowania}.$$

- Atrybuty `umiejętności` i `zainteresowania` są niezależne.
- Atrybut `pracownicy_id` wyznacza wartości atrybutów `umiejętności` oraz `zainteresowania`.

Zależność wielowartościowa, przykład z uzasadnieniem

$$\texttt{pracownicy\_id} \twoheadrightarrow \texttt{umiejętności}$$

	α	β	$R \setminus (\alpha \cup \beta)$
	pracownicy_id	*umiejętności*	*zainteresowania*
t_1	1	programowanie w PHP	zbieranie znaczków
t_3	1	programowanie w PHP	piłka nożna
t_2	1	algebra relacyjna	piłka nożna
t_4	1	algebra relacyjna	zbieranie znaczków

Mówimy, że w R zachodzi zależność wielowartościowa

$$\alpha \twoheadrightarrow \beta,$$

gdy dla dowolnej relacji $r(R)$ i dowolnych krotek $t_1, t_2 \in r$ zgodnych na atrybutach α istnieją takie krotki $t_3, t_4 \in r$, że:

$$\begin{aligned} t_1[\alpha] = t_2[\alpha] = t_3[\alpha] = t_4[\alpha] \\ t_3[\beta] = t_1[\beta] \\ t_3[R \setminus \beta] = t_2[R \setminus \beta] \\ t_4[\beta] = t_2[\beta] \\ t_4[R \setminus \beta] = t_1[R \setminus \beta] \end{aligned}$$

Zależność wielowartościowa c.d.

- Niech R będzie schematem relacji o zbiorze atrybutów podzielonym na trzy niepuste, rozłączne podzbiory X, Y, Z.
- Mówimy, że $X \twoheadrightarrow Y$ wtedy i tylko wtedy, gdy dla dowolnej relacji $r(R)$ warunek
$$(x_1, y_1, z_1) \in r \qquad \text{oraz} \qquad (x_2, y_2, z_2) \in r,$$
pociąga za sobą
$$(x_1, y_1, z_2) \in r \qquad \text{oraz} \qquad (x_2, y_2, z_1) \in r.$$
- Zauważmy, że rola X jest inna niż Y i Z oraz, że Y można zamienić z Z, to znaczy, że jeśli $X \twoheadrightarrow Y$, to również $X \twoheadrightarrow Z$.
- Rozkład schematu relacji R na $(X \cup Y, X \cup Z)$ jest bezstratny wtedy i tylko wtedy, gdy $X \twoheadrightarrow Y$.

Zależność wielowartościowa c.d.

- Niech R będzie schematem relacji o zbiorze atrybutów podzielonym na trzy niepuste, rozłączne podzbiory X, Y, Z.
- Mówimy, że $X \twoheadrightarrow Y$ wtedy i tylko wtedy, gdy dla dowolnej relacji $r(R)$ warunek

$$(x_1, y_1, z_1) \in r \qquad \text{oraz} \qquad (x_2, y_2, z_2) \in r,$$

pociąga za sobą

$$(x_1, y_1, z_2) \in r \qquad \text{oraz} \qquad (x_2, y_2, z_1) \in r.$$

- Zauważmy, że rola X jest inna niż Y i Z oraz, że Y można zamienić z Z, to znaczy, że jeśli $X \twoheadrightarrow Y$, to również $X \twoheadrightarrow Z$.
- Rozkład schematu relacji R na $(X \cup Y, X \cup Z)$ jest bezstratny wtedy i tylko wtedy, gdy $X \twoheadrightarrow Y$.

Zależność wielowartościowa c.d.

- Niech R będzie schematem relacji o zbiorze atrybutów podzielonym na trzy niepuste, rozłączne podzbiory X, Y, Z.
- Mówimy, że $X \twoheadrightarrow Y$ wtedy i tylko wtedy, gdy dla dowolnej relacji $r(R)$ warunek

$$(x_1, y_1, z_1) \in r \qquad \text{oraz} \qquad (x_2, y_2, z_2) \in r,$$

pociąga za sobą

$$(x_1, y_1, z_2) \in r \qquad \text{oraz} \qquad (x_2, y_2, z_1) \in r.$$

- Zauważmy, że rola X jest inna niż Y i Z oraz, że Y można zamienić z Z, to znaczy, że jeśli $X \twoheadrightarrow Y$, to również $X \twoheadrightarrow Z$.
- Rozkład schematu relacji R na $(X \cup Y, X \cup Z)$ jest bezstratny wtedy i tylko wtedy, gdy $X \twoheadrightarrow Y$.

Zależność wielowartościowa c.d.

- Niech R będzie schematem relacji o zbiorze atrybutów podzielonym na trzy niepuste, rozłączne podzbiory X, Y, Z.
- Mówimy, że $X \twoheadrightarrow Y$ wtedy i tylko wtedy, gdy dla dowolnej relacji $r(R)$ warunek

  $$(x_1, y_1, z_1) \in r \qquad \text{oraz} \qquad (x_2, y_2, z_2) \in r,$$

  pociąga za sobą

  $$(x_1, y_1, z_2) \in r \qquad \text{oraz} \qquad (x_2, y_2, z_1) \in r.$$

- Zauważmy, że rola X jest inna niż Y i Z oraz, że Y można zamienić z Z, to znaczy, że jeśli $X \twoheadrightarrow Y$, to również $X \twoheadrightarrow Z$.
- Rozkład schematu relacji R na $(X \cup Y, X \cup Z)$ jest bezstratny wtedy i tylko wtedy, gdy $X \twoheadrightarrow Y$.

4NF – czwarta postać normalna

4NF

Jeśli zależność $\alpha \twoheadrightarrow \beta$ jest nietrywialna, to α jest super-kluczem.

- Jeśli relacja spełnia 4NF, to spełnia BCNF.
- Jeśli relacja spełnia 4NF, to spełnia BCNF, 3NF, 2NF oraz 1NF.

4NF – czwarta postać normalna

4NF

Jeśli zależność $\alpha \twoheadrightarrow \beta$ jest nietrywialna, to α jest super-kluczem.

- Jeśli relacja spełnia 4NF, to spełnia BCNF.
- Jeśli relacja spełnia 4NF, to spełnia BCNF, 3NF, 2NF oraz 1NF.

4NF – czwarta postać normalna

4NF

Jeśli zależność $\alpha \twoheadrightarrow \beta$ jest nietrywialna, to α jest super-kluczem.

- Jeśli relacja spełnia 4NF, to spełnia BCNF.
- Jeśli relacja spełnia 4NF, to spełnia BCNF, 3NF, 2NF oraz 1NF.

Przykład relacji nie spełniającej 4NF

pracownicy_id	*umiejętności*	*zainteresowania*
1	programowanie w PHP	zbieranie znaczków
1	programowanie w PHP	piłka nożna
1	algebra relacyjna	zbieranie znaczków
1	algebra relacyjna	piłka nożna
2	bazy danych	astronomia
2	bazy danych	szachy
2	całki	astronomia
2	całki	szachy

- Jedyny klucz to {`pracownicy_id`, `umiejętności`, `zainteresowania`}.
- Wszystkie zależności funkcyjne są trywialne, więc spełnione jest BCNF.
- Nietrywialne zależności wielowartościowe:

$$\texttt{pracownicy\_id} \twoheadrightarrow \texttt{umiejętności},$$

$$\texttt{pracownicy\_id} \twoheadrightarrow \texttt{zainteresowania}.$$

- Ponieważ `pracownicy_id` nie jest super-kluczem, więc nie spełniony jest warunek 4NF.

Przykład relacji nie spełniającej 4NF

pracownicy_id	*umiejętności*	*zainteresowania*
1	programowanie w PHP	zbieranie znaczków
1	programowanie w PHP	piłka nożna
1	algebra relacyjna	zbieranie znaczków
1	algebra relacyjna	piłka nożna
2	bazy danych	astronomia
2	bazy danych	szachy
2	całki	astronomia
2	całki	szachy

- Jedyny klucz to $\{\texttt{pracownicy\_id}, \texttt{umiejętności}, \texttt{zainteresowania}\}$.
- Wszystkie zależności funkcyjne są trywialne, więc spełnione jest BCNF.
- Nietrywialne zależności wielowartościowe:

$$\texttt{pracownicy\_id} \twoheadrightarrow \texttt{umiejętności},$$
$$\texttt{pracownicy\_id} \twoheadrightarrow \texttt{zainteresowania}.$$

- Ponieważ `pracownicy_id` nie jest super-kluczem, więc nie spełniony jest warunek 4NF.

Przykład relacji nie spełniającej 4NF

pracownicy_id	*umiejętności*	*zainteresowania*
1	programowanie w PHP	zbieranie znaczków
1	programowanie w PHP	piłka nożna
1	algebra relacyjna	zbieranie znaczków
1	algebra relacyjna	piłka nożna
2	bazy danych	astronomia
2	bazy danych	szachy
2	całki	astronomia
2	całki	szachy

- Jedyny klucz to $\{\mathtt{pracownicy\_id}, \mathtt{umiejętności}, \mathtt{zainteresowania}\}$.
- Wszystkie zależności funkcyjne są trywialne, więc spełnione jest BCNF.
- Nietrywialne zależności wielowartościowe:

$$\mathtt{pracownicy\_id} \twoheadrightarrow \mathtt{umiejętności},$$
$$\mathtt{pracownicy\_id} \twoheadrightarrow \mathtt{zainteresowania}.$$

- Ponieważ pracownicy_id nie jest super-kluczem, więc nie spełniony jest warunek 4NF.

Przykład relacji nie spełniającej 4NF

pracownicy_id	*umiejętności*	*zainteresowania*
1	programowanie w PHP	zbieranie znaczków
1	programowanie w PHP	piłka nożna
1	algebra relacyjna	zbieranie znaczków
1	algebra relacyjna	piłka nożna
2	bazy danych	astronomia
2	bazy danych	szachy
2	całki	astronomia
2	całki	szachy

- Jedyny klucz to $\{\texttt{pracownicy\_id}, \texttt{umiejętności}, \texttt{zainteresowania}\}$.
- Wszystkie zależności funkcyjne są trywialne, więc spełnione jest BCNF.
- Nietrywialne zależności wielowartościowe:

$$\texttt{pracownicy\_id} \twoheadrightarrow \texttt{umiejętności},$$

$$\texttt{pracownicy\_id} \twoheadrightarrow \texttt{zainteresowania}.$$

- Ponieważ `pracownicy_id` nie jest super-kluczem, więc nie spełniony jest warunek 4NF.

Przykład relacji nie spełniającej 4NF

pracownicy_id	*umiejętności*	*zainteresowania*
1	programowanie w PHP	zbieranie znaczków
1	programowanie w PHP	piłka nożna
1	algebra relacyjna	zbieranie znaczków
1	algebra relacyjna	piłka nożna
2	bazy danych	astronomia
2	bazy danych	szachy
2	całki	astronomia
2	całki	szachy

- Jedyny klucz to $\{\texttt{pracownicy\_id}, \texttt{umiejętności}, \texttt{zainteresowania}\}$.
- Wszystkie zależności funkcyjne są trywialne, więc spełnione jest BCNF.
- Nietrywialne zależności wielowartościowe:

$$\texttt{pracownicy\_id} \twoheadrightarrow \texttt{umiejętności},$$

$$\texttt{pracownicy\_id} \twoheadrightarrow \texttt{zainteresowania}.$$

- Ponieważ `pracownicy_id` nie jest super-kluczem, więc nie spełniony jest warunek 4NF.

Rozkład spełniający 4NF

pracownicy_id	*umiejętności*
1	programowanie w PHP
1	algebra relacyjna
2	bazy danych
2	całki

pracownicy_id	*zainteresowania*
1	zbieranie znaczków
1	piłka nożna
2	astronomia
2	szachy

Zależność złączeniowa

- Niech R będzie schematem relacji i niech $(R_1, R_2, \ldots, R_n)$ będzie rozkładem R.
- Relacja $r(R)$ spełnia zależność złączeniową

$$*(R_1, R_2, \ldots, R_n),$$

gdy $r = \Pi_{R_1} \bowtie \Pi_{R_2} \bowtie \ldots \bowtie \Pi_{R_n}$.
- *Intuicja*: jeśli $*(R_1, R_2, \ldots, R_n)$, to relacje składowe $R_1, R_2, \ldots, R_n$ są parami niezależne.
- Zależność złączeniowa jest trywialna, gdy $R_i = R$ dla pewnego $i \in \{1, \ldots, n\}$.
- Binarna zależność złączeniowa to zależność wielowartościowa.
- Niech $X, Y \subseteq R$. Wówczas $X \twoheadrightarrow Y$ wtedy i tylko wtedy, gdy $*\big(X \cup Y, X \cup (R \setminus Y)\big)$.

Zależność złączeniowa

- Niech R będzie schematem relacji i niech $(R_1, R_2, \ldots, R_n)$ będzie rozkładem R.
- Relacja $r(R)$ spełnia zależność złączeniową

$$*(R_1, R_2, \ldots, R_n),$$

gdy $r = \Pi_{R_1} \bowtie \Pi_{R_2} \bowtie \ldots \bowtie \Pi_{R_n}$.

- *Intuicja*: jeśli $*(R_1, R_2, \ldots, R_n)$, to relacje składowe $R_1, R_2, \ldots, R_n$ są parami niezależne.
- Zależność złączeniowa jest trywialna, gdy $R_i = R$ dla pewnego $i \in \{1, \ldots, n\}$.
- Binarna zależność złączeniowa to zależność wielowartościowa.
- Niech $X, Y \subseteq R$. Wówczas $X \twoheadrightarrow Y$ wtedy i tylko wtedy, gdy $*(X \cup Y, X \cup (R \setminus Y))$.

Zależność złączeniowa

- Niech R będzie schematem relacji i niech $(R_1, R_2, \ldots, R_n)$ będzie rozkładem R.
- Relacja $r(R)$ spełnia zależność złączeniową

$$*(R_1, R_2, \ldots, R_n),$$

  gdy $r = \Pi_{R_1} \bowtie \Pi_{R_2} \bowtie \ldots \bowtie \Pi_{R_n}$.
- *Intuicja*: jeśli $*(R_1, R_2, \ldots, R_n)$, to relacje składowe $R_1, R_2, \ldots, R_n$ są parami niezależne.
- Zależność złączeniowa jest trywialna, gdy $R_i = R$ dla pewnego $i \in \{1, \ldots, n\}$.
- Binarna zależność złączeniowa to zależność wielowartościowa.
- Niech $X, Y \subseteq R$. Wówczas $X \twoheadrightarrow Y$ wtedy i tylko wtedy, gdy $*(X \cup Y, X \cup (R \setminus Y))$.

Zależność złączeniowa

- Niech R będzie schematem relacji i niech $(R_1, R_2, \ldots, R_n)$ będzie rozkładem R.
- Relacja $r(R)$ spełnia zależność złączeniową

$$*(R_1, R_2, \ldots, R_n),$$

  gdy $r = \Pi_{R_1} \bowtie \Pi_{R_2} \bowtie \ldots \bowtie \Pi_{R_n}$.
- *Intuicja*: jeśli $*(R_1, R_2, \ldots, R_n)$, to relacje składowe $R_1, R_2, \ldots, R_n$ są parami niezależne.
- Zależność złączeniowa jest trywialna, gdy $R_i = R$ dla pewnego $i \in \{1, \ldots, n\}$.
- Binarna zależność złączeniowa to zależność wielowartościowa.
- Niech $X, Y \subseteq R$. Wówczas $X \twoheadrightarrow Y$ wtedy i tylko wtedy, gdy $*(X \cup Y, X \cup (R \setminus Y))$.

Zależność złączeniowa

- Niech R będzie schematem relacji i niech $(R_1, R_2, \ldots, R_n)$ będzie rozkładem R.
- Relacja $r(R)$ spełnia zależność złączeniową

  $$*(R_1, R_2, \ldots, R_n),$$

  gdy $r = \Pi_{R_1} \bowtie \Pi_{R_2} \bowtie \ldots \bowtie \Pi_{R_n}$.
- *Intuicja*: jeśli $*(R_1, R_2, \ldots, R_n)$, to relacje składowe $R_1, R_2, \ldots, R_n$ są parami niezależne.
- Zależność złączeniowa jest trywialna, gdy $R_i = R$ dla pewnego $i \in \{1, \ldots, n\}$.
- Binarna zależność złączeniowa to zależność wielowartościowa.
- Niech $X, Y \subseteq R$. Wówczas $X \twoheadrightarrow Y$ wtedy i tylko wtedy, gdy $*(X \cup Y, X \cup (R \setminus Y))$.

Zależność złączeniowa

- Niech R będzie schematem relacji i niech $(R_1, R_2, \ldots, R_n)$ będzie rozkładem R.
- Relacja $r(R)$ spełnia zależność złączeniową

$$*(R_1, R_2, \ldots, R_n),$$

  gdy $r = \Pi_{R_1} \bowtie \Pi_{R_2} \bowtie \ldots \bowtie \Pi_{R_n}$.
- *Intuicja*: jeśli $*(R_1, R_2, \ldots, R_n)$, to relacje składowe $R_1, R_2, \ldots, R_n$ są parami niezależne.
- Zależność złączeniowa jest trywialna, gdy $R_i = R$ dla pewnego $i \in \{1, \ldots, n\}$.
- Binarna zależność złączeniowa to zależność wielowartościowa.
- Niech $X, Y \subseteq R$. Wówczas $X \twoheadrightarrow Y$ wtedy i tylko wtedy, gdy $*\big(X \cup Y, X \cup (R \setminus Y)\big)$.

5NF – piąta postać normalna

Niech R będzie schematem relacji z rozkładem $(R_1, R_2, \ldots, R_n)$.

5NF

Jeśli zależność złączeniowa $*(R_1, R_2, \ldots, R_n)$ jest nietrywialna, to R_i jest super-kluczem dla wszystkich $i \in \{1, \ldots, n\}$.

5NF*

Nie istnieje bezstratny rozkład R.

- Przykład: `https://en.wikipedia.org/wiki/Fifth_normal_form`

5NF – piąta postać normalna

Niech R będzie schematem relacji z rozkładem $(R_1, R_2, \ldots, R_n)$.

5NF

Jeśli zależność złączeniowa $*(R_1, R_2, \ldots, R_n)$ jest nietrywialna, to R_i jest super-kluczem dla wszystkich $i \in \{1, \ldots, n\}$.

5NF*

Nie istnieje bezstratny rozkład R.

- Przykład: `https://en.wikipedia.org/wiki/Fifth_normal_form`

5NF – piąta postać normalna

Niech R będzie schematem relacji z rozkładem $(R_1, R_2, \ldots, R_n)$.

5NF

Jeśli zależność złączeniowa $*(R_1, R_2, \ldots, R_n)$ jest nietrywialna, to R_i jest super-kluczem dla wszystkich $i \in \{1, \ldots, n\}$.

5NF*

Nie istnieje bezstratny rozkład R.

- Przykład: `https://en.wikipedia.org/wiki/Fifth_normal_form`

DKNF

DKNF

Jedyne ograniczenia dla relacji to ograniczenia dotyczące domen i kluczy.

bogacz	*osobowość*	*wartość netto*
Ferdynand	ekscentryczny milioner	234 456 345
Bob	czadowy miliarder	7 238 546 456
Lucyna	ekscentryczna miliarderka	3 920 188 000
Jurek	czadowy milioner	565 291 600

DKNF

DKNF

Jedyne ograniczenia dla relacji to ograniczenia dotyczące domen i kluczy.

bogacz	*osobowość*	*wartość netto*
Ferdynand	ekscentryczny milioner	234 456 345
Bob	czadowy miliarder	7 238 546 456
Lucyna	ekscentryczna miliarderka	3 920 188 000
Jurek	czadowy milioner	565 291 600

Literatura

A. Silberschatz, H.F. Korth, S. Sudarshan,
Database system concepts, 6th ed.,
McGraw-Hill, 2011.

T. Connoly, C. Begg,
Database systems, a practical approach to design, implementation, and management, 6th ed.,
Pearson, 2015.